

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

IN RE APPLICATION OF: Tadashi KOJIMA

GAU:

SERIAL NO: NEW APPLICATION

EXAMINER:

FILED: HEREWITH

FOR: DATA PROCESSING METHOD AND APPARATUS, RECORDING MEDIUM, REPRODUCING METHOD AND APPARATUS



REQUEST FOR PRIORITY

ASSISTANT COMMISSIONER FOR PATENTS
WASHINGTON, D.C. 20231

SIR:

- ☐ Full benefit of the filing date of U.S. Application Serial Number, filed, is claimed pursuant to the provisions of 35 U.S.C. §120.
- ☐ Full benefit of the filing date of U.S. Provisional Application Serial Number, filed, is claimed pursuant to the provisions of 35 U.S.C. §119(e).
- ☒ Applicants claim any right to priority from any earlier filed applications to which they may be entitled pursuant to the provisions of 35 U.S.C. §119, as noted below.

In the matter of the above-identified application for patent, notice is hereby given that the applicants claim as priority:


<u>COUNTRY</u>	<u>APPLICATION NUMBER</u>	<u>MONTH/DAY/YEAR</u>
JAPAN	2000-340820	November 8, 2000

Certified copies of the corresponding Convention Application(s)

- ☒ are submitted herewith
- ☐ will be submitted prior to payment of the Final Fee
- ☐ were filed in prior application Serial No. filed
- ☐ were submitted to the International Bureau in PCT Application Number .
Receipt of the certified copies by the International Bureau in a timely manner under PCT Rule 17.1(a) has been acknowledged as evidenced by the attached PCT/IB/304.
- ☐ (A) Application Serial No.(s) were filed in prior application Serial No. filed ; and
(B) Application Serial No.(s)
 - ☐ are submitted herewith
 - ☐ will be submitted prior to payment of the Final Fee

Respectfully Submitted,

OBLON, SPIVAK, McCLELLAND,
MAIER & NEUSTADT, P.C.


Marvin J. Spivak
Registration No. 24,913

C. Irvin McClelland
Registration Number 21,124



22850

日 本 国 特 許 庁
JAPAN PATENT OFFICE

11000 U.S. PTO
09/955099
09/19/01

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office

出 願 年 月 日

Date of Application:

2000年11月 8日

出 願 番 号

Application Number:

特願2000-340820

出 願 人

Applicant(s):

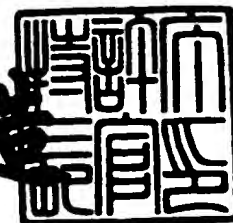
株式会社東芝

CERTIFIED COPY OF
PRIORITY DOCUMENT

2001年 8月 3日

特 許 庁 長 官
Commissioner,
Japan Patent Office

及 川 耕 造



出証番号 出証特2001-3069603

【書類名】 特許願

【整理番号】 A000006751

【提出日】 平成12年11月 8日

【あて先】 特許庁長官 殿

【国際特許分類】 G11B 7/00

【発明の名称】 データ処理方法及び装置及び記録媒体及び再生方法及び装置

【請求項の数】 9

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県川崎市幸区柳町 7 0 番地 株式会社東芝柳町事業所内

【氏名】 小島 正

【特許出願人】

【識別番号】 000003078

【氏名又は名称】 株式会社 東芝

【代理人】

【識別番号】 100058479

【弁理士】

【氏名又は名称】 鈴江 武彦

【電話番号】 03-3502-3181

【選任した代理人】

【識別番号】 100084618

【弁理士】

【氏名又は名称】 村松 貞男

【選任した代理人】

【識別番号】 100068814

【弁理士】

【氏名又は名称】 坪井 淳

【選任した代理人】

【識別番号】 100092196

【弁理士】

【氏名又は名称】 橋本 良郎

【選任した代理人】

【識別番号】 100091351

【弁理士】

【氏名又は名称】 河野 哲

【選任した代理人】

【識別番号】 100088683

【弁理士】

【氏名又は名称】 中村 誠

【選任した代理人】

【識別番号】 100070437

【弁理士】

【氏名又は名称】 河井 将次

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 011567

【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 データ処理方法及び装置及び記録媒体及び再生方法及び装置

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 バイト単位でデジタルデータの処理が行われ、1つの情報データブロックがM行×N列の(M×N)バイトで構成され、

前記情報データブロック内は、バイト単位でデータが配置されるもので、行毎には第0列から第(N-1)列のデータ伝送順で配置され、かつ第0行から第(M-1)行までがデータ伝送順に配置され、

更に、上記情報データブロックの集合であって、データ伝送順に連続する第0情報データブロックから第(K-1)情報データブロックによるK個の情報データブロックで構成される(K×M)行×N列の行列ブロックが構成され、

この行列ブロックの(K×M)バイトの各列には、

K個の情報データブロック順に指定された偶数行と奇数行を集合して構成された $(K/2) \times (m_i + m_j)$ バイトに対して、誤り訂正検査ワードPO-a { $(K/2) \times Q$ バイト}と、前記K個の情報データブロック順に指定された残りの奇数行と偶数行を集合して構成された $(K/2) \times (m_j + m_i)$ バイトに対して、誤り訂正検査ワードPO-b { $(K/2) \times Q$ バイト}とが生成され、

前記PO-aとPO-bが、M行×N列の(M×N)バイトで構成される上記K個の情報データブロックに分散配置されることで、

前記N列の各列が $(K/2) \times (m_i + m_j) + Q$ バイトと、 $(K/2) \times (m_j + m_i) + Q$ バイトとの2組のリードソロモン符号語POとして形成され {但し $M = (m_i \text{ (偶数行の数)} + m_j \text{ (奇数行の数)})$ 、(Qは1以上の整数)}、

更にNバイトの各行毎に誤り訂正検査ワードPバイトが付加され、

全体のブロックとしては、K個の情報データブロック(K×M×N)バイトを情報部とする(K×(M+Q)×(N+P))または(K×(M+2Q)×(N+P))バイトのリードソロモン誤り訂正検査符号を構成した誤り訂正積符号ブロックを実現することを特徴とするデータ処理方法。

【請求項 2】 請求項 1 において、M が偶数であり、Q が 1 の場合、

前記情報データブロックの偶数番の偶数行と、前記情報データブロックの奇数番の奇数行を集合して前記 P O - a を生成し、

前記情報データブロックの偶数番の奇数行と、前記情報データブロックの奇数番の偶数行を集合して前記 P O - b を生成することを特徴とするデータ処理方法。

【請求項 3】 請求項 1 において、Q が 2 以上で、M が奇数の場合は、

前記情報データブロックの偶数番の偶数行と奇数番の奇数行を集合して、前記 P O - a を生成し、

前記情報データブロックの偶数番の奇数行と奇数番の偶数行を集合して、前記 P O - b を生成することを特徴とするデータ処理方法。

【請求項 4】 請求項 1 において、Q が 2 以上で、M が偶数の場合は、

全ての前記情報データブロックの偶数行を集合して、前記 P O - a を生成し、

全ての前記情報データブロックの奇数行を集合して、前記 P O - b を生成することを特徴とするデータ処理方法。

【請求項 5】 バイト単位でデジタルデータの処理が行われ、1 つの情報データブロックが M 行 × N 列の (M × N) バイトで構成され、

前記情報データブロック内は、バイト単位でデータが配置されるもので、行毎には第 0 列から第 (N - 1) 列のデータ伝送順で配置され、かつ第 0 行から第 (M - 1) 行までがデータ伝送順に配置され、

更に、上記情報データブロックの集合であって、データ伝送順に連続する第 0 情報データブロックから第 (K - 1) 情報データブロックによる K 個の情報データブロックで構成される (K × M) 行 × N 列の行列ブロックが構成され、

この行列ブロックの (K × M) バイトの各列には、

K 個の情報データブロック順に指定された偶数行と奇数行を集合して構成された $(K/2) \times (m_i + m_j)$ バイトに対して、誤り訂正検査ワード P O - a { $(K/2) \times Q$ バイト } と、前記 K 個の情報データブロック順に指定された残りの奇数行と偶数行を集合して構成された $(K/2) \times (m_j + m_i)$ バイトに対して、誤り訂正検査ワード P O - b { $(K/2) \times Q$ バイト } とが生成され

前記 $PO-a$ と $PO-b$ が、 M 行 \times N 列の $(M \times N)$ バイトで構成される上記 K 個の情報データブロックに分散配置されることで、

前記 N 列の各列が $(K/2) \times (m_i + m_j) + Q$ バイトと、 $(K/2) \times (m_j + m_i) + Q$ バイトとの 2 組のリードソロモン符号語 PO として形成され {但し $M = (m_i$ (偶数行の数) $+ m_j$ (奇数行の数))、 $(Q$ は 1 以上の整数) }、

更に N バイトの各行毎に誤り訂正検査ワード P バイトが付加され、

全体のブロックとしては、 K 個の情報データブロック $(K \times M \times N)$ バイトを情報部とする $(K \times (M + Q) \times (N + P))$ または $(K \times (M + 2Q) \times (N + P))$ バイトのリードソロモン誤り訂正検査符号を構成した誤り訂正積符号ブロックを実現することを特徴とするデータ処理装置。

【請求項 6】 請求項 1 のデータ処理方法で構成された誤り訂正積符号ブロックが記録されたことを特徴とする記録媒体。

【請求項 7】 請求項 1 のデータ処理方法で構成された誤り訂正積符号ブロックを伝送することを特徴とするデータ処理装置。

【請求項 8】 請求項 1 のデータ処理方法で構成された誤り訂正積符号ブロックを受け取り、このブロックの行の再配列を行なって、前記 2 組のリードソロモン符号語 PO を生成した状態の行の集合にし、各組の誤り訂正処理を行うことを特徴とするデータ再生方法。

【請求項 9】 請求項 1 のデータ処理方法で構成された誤り訂正積符号ブロックを受け取り、このブロックの行の再配列を行なって、前記 2 組のリードソロモン符号語 PO を生成した状態の行の集合にし、各組の誤り訂正処理を行う誤り訂正処理手段と、

この誤り訂正処理手段で処理された各行を前記誤り訂正積符号ブロック時の配列位置に再現する手段とを具備したことを特徴とするデータ再生装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、デジタルデータの記録・伝送に用いて好適な誤り訂正積符号ブロックのためのデータ処理方法及び装置及び記録媒体に関するものである。

【0002】

さらに詳しくは、本発明は、特に記録密度が大幅に異なる複数種の記録媒体に、情報データを記録する場合に有効な、誤り訂正用の外符号と内符号で構成される誤り訂正積符号を用いたデータ処理システムである。ここでは、特に外符号の形成には、 n 行毎に集合させた n 組のデータによる P 生成系列を用いており、データインターリーブ処理を行わないでデータ伝送順に記録しても、ディフェクト対応能力が大幅に向上する。

【0003】

【従来の技術】

デジタルデータをバイト単位（1バイトが8ビット）で光ディスクに記録したり、あるいは伝送路へ送出したりするシステムに於いては、リードソロモン誤り訂正積符号ブロックを構築してデータ処理している。即ち、 $(M \times N)$ バイトのデータを M 行 \times N 列の行列に配置し、列毎の M バイトの情報部に P_0 バイトの誤り訂正検査ワードを付加し、行毎に N バイトの情報部に P_i バイトの誤り訂正検査ワードを付加して、 $(M + P_0)$ 行 \times $(N + P_i)$ 列のリードソロモン積符号ブロックを構築している。そしてこのリードソロモン誤り訂正積符号ブロックを記録或は伝送する事により、再生側や受信側のエラー訂正処理部は、ランダム誤り及びバースト誤りを訂正できる。

【0004】

このようなリードソロモン誤り訂正積符号ブロックは、冗長率と言われる符号語全体の大きさ、即ち $(M + P_0) \times (N + P_i)$ に対する誤り訂正検査ワードの冗長部分 $(P_i \times M + P_0 \times N + P_0 \times P_i)$ の比率が小さい程、データ処理効率が高い事になる。一方、 P_i 、 P_0 が大きい程ランダム誤りに対してもバースト誤りに対しても訂正能力は高くなる。

【0005】

ここで同一の冗長率のリードソロモン誤り訂正積符号ブロックを比較した場合、 M 、 N が小さく従って P_i 、 P_0 も小さいリードソロモン誤り訂正積符号ブ

ックの場合には、誤訂正される確立が相対的に増える為に訂正能力が低下する事が知られている。

【 0 0 0 6 】

逆にM、Nを大きくすれば同一の冗長率でもP_i、P_oを大きく出来るため高い訂正能力が得られる事は知られているものの、以下に述べる制約条件を充たすもので無ければ実現できない。

【 0 0 0 7 】

第一に、リードソロモン符号語を構成できる為の符号語長として、M+P_o及びN+P_iは255バイト以下で無ければならないという制約条件がある（語長が8ビットの場合）。尚、上記P_iは、P_I系列の誤り訂正検査符号長であり、P_oは、P_O系列の誤り訂正検査符号長である。

【 0 0 0 8 】

第二にハードウェア規模からくるコスト上の制約がある。

【 0 0 0 9 】

さて、これらの諸条件を元に考えて、改善されリードソロモン誤り訂正積符号ブロックを採用したものとして、近年の情報記録メディアであるDVD-ROM、DVD-RAM及びDVD-R等の光ディスクの規格が発表された。これら規格の内DVD-ROMとDVD-RAMはISO (International Organization for Standardization) 化がDIS 16448 (80mmDVD-ROM)、DIS 16449 (120mmDVD-ROM)、DIS 16825 (DVD-RAM) として確定した。

【 0 0 1 0 】

このDVD規格では、誤り訂正検査符号化処理方式に対して前記考えを採用し、従来の光ディスク系で用いられている方式に比べ、少ない冗長率の誤り訂正検査ワードで誤り訂正能力は格段の向上を充たした。

【 0 0 1 1 】

DVDの誤り訂正方式考案に対しては、基本的には前記に記述した通りであるが、そのベースとなる問題は、ランダム誤り訂正能力とバースト誤り訂正能力の目標値をどの程度とするかにある。これらの決定には記録媒体の記録方式や取り

扱いからくるディフェクト発生等を考慮して決定しなくてはならない。

【 0 0 1 2 】

記録／再生方式に関しては、光ディスク系では記録波長や光学系特性から来る記録／再生用ビームスポットサイズから決められる。ここで記録密度は、誤り訂正方式決定に大きな要因を持つ。特にバースト誤りの訂正能力の決定では、取り扱いなどから発生する傷等のディフェクト長は経験から求められるが、誤り訂正能力は物理的なディフェクト長に線記録密度を乗じたものが情報データのバーストエラー長となり、記録密度向上に伴い訂正能力を上げる必要がでてくる。

【 0 0 1 3 】

記録密度に関して、再生系を例に記述すると下記のようなになる。

【 0 0 1 4 】

光源波長を λ 、対物レンズの開口率をNAとすれば、記録密度は、

$$(NA/\lambda)^2$$

に比例する。DVDに採用された波長は650nm、NAは0.6である。

【 0 0 1 5 】

誤り訂正方式は、リードソロモン積符号で、 $(M \times N) = (192 \times 172)$ バイトの情報データブロックに対して、夫々PI（内符号）=10バイト、PO（外符号）=16バイトによる、

行側内符号 RS (182, 172, 11)

列側外符号 RS (208, 192, 17)

が採用されている（RSはリードソロモンと呼ぶ）。この誤り訂正方式で扱うブロックを誤り訂正積符号ブロックとしている。

【 0 0 1 6 】

ここで、上記誤り訂正積符号ブロックに対して、まずPI系列で誤り訂正を行い、訂正不能行に対してエラーマークをつける。その後、PO系列で誤り訂正を行う際、エラーマークをエラーポジションとして扱い、エラーパターンのみを演算抽出する「イレージャー訂正」方式を用いれば、最大16行のバーストエラーが訂正できる。DVDでは、記録密度はデータビット長=0.267 μ mであるから、

$$0.000267 \times 8 \times 182 \times 16 = 6.2 \text{ mm}$$

約 6 mm のバーストエラー訂正能力があると言える。

【0017】

しかしながら、次世代 DVD として更なる高密度化による大容量光ディスクの検討が始まった。上記の DVD 以上に大容量化の為に記録密度を挙げなくてはならない。最近これら要求に答えるべく、波長 405 nm のブルーレーザダイオードが発表された。このレーザを用いれば、DVD と同様の光学系でも、記録密度で 2.6 倍程度の向上が見込める。光学系の改良によっては、4 ～ 5 倍以上の高密度が可能になり、ディスク 1 枚にハイビジョン (Hi-vision) 等の高精細映像が 2 時間以上記録可能となる。

【0018】

この高密度化 (従来に比べ線密度 2 倍程度を例とする) に於いては、従来の誤り訂正方式を導入すると、バーストエラーに対しては、3 mm 程度の訂正能力しか持てないということになる。

【0019】

更に、前述したように誤り訂正検査符号長は、ワード = 8 ビット系の処理システムを用いる限り、255 バイトが最大である。DVD 規格では PO 系列が 208 バイトである事から、上記のエラー訂正方式では、バーストエラー対応能力は限界に近く、僅かにしか向上は見込めない。

【0020】

訂正符号長を大きくするには、語長を大きくすれば良い。語長は他のシステムの関係から 8 の倍数が利用しやすく、結果として「1 ワード = 16 ビット」が考えられるが、ハードウェアとしての誤り訂正処理回路の規模は、従来の比で著しく大きくなり問題が多い。

【0021】

このような場合においては、一般にデータインターリーブを採用して、バーストエラーを分散させ、訂正符号長はそのままでも、バースト訂正能力を向上させる技術がある。

【0022】

しかしながら、DVD規格でもデータインターリーブは採用されていない。その理由は、情報データが圧縮された映像信号の場合、再生処理において訂正能力以上に大きなエラーが発生した場合、エラーデータが分散してしまい、結果として多くのポジションで再生映像の不具合が発生してしまう事になる。映像信号などの再生処理においては、不具合映像はなるべく集中させて再生するように処理することが、不具合発生処理としては好ましいとされている。これは、一瞬の不具合映像の再生で済ませる事ができるからである。

【 0 0 2 3 】

また、次世代システムも現行のDVDシステムに近い構造が上位互換の為に好ましい。

【 0 0 2 4 】

【発明が解決しようとする課題】

一般にパッケージメディア等の誤り訂正処理方式は、リードソロモン積符号方式の導入が多い。製造や流通で、パッケージメディアに生じる欠陥などのディフェクトエラーデータを誤り検出・訂正する場合、この方式であると高い性能と高効率が期待出来るからである。

【 0 0 2 5 】

処理データの単位は、1ワード=1バイト（8ビット）が都合良い。システムの応用展開を考えると、処理回路は適切なハードウェア規模に抑える必要がある。またこのことは、誤り訂正処理に関してだけでなく、記録媒体への記録やある伝送路へのデータ伝送では、前後処理回路が存在するので、それらとの結合の容易性を図るうえでも必要である。

【 0 0 2 6 】

この様な中で、記録媒体の大幅な記録密度向上に対応できる誤り訂正方式は、上記の周辺状況から、現在DVDで用いられている下記リードソロモン積符号の利用が最適である。

【 0 0 2 7 】

行側内符号 RS (1 8 2 , 1 7 2 , 1 1)

列側外符号 RS (2 0 8 , 1 9 2 , 1 7)

しかし、ここで問題となるは、バーストエラー訂正能力向上の解決が必要であるということである。

【 0 0 2 8 】

そこでこの発明は、バイトデータを基本にしたエラー訂正方式に於いても従来と同様の訂正フラグ冗長率でありながら、バーストエラー訂正能力を大幅に向上できるデータ処理方法及び装置、再生方法及び装置を提供することを目的とする。そして本発明によれば、波長の短いブルーレーザを用いた高密度光ディスクでのエラー訂正処理を、従来よりも大きな物理的エラー訂正長まで実現する事が可能なデータ処理方法及び装置、再生方法及び装置を提供することを目的とする。

【 0 0 2 9 】

【課題を解決するための手段】

バーストエラー訂正能力を高める為には、各訂正系列の誤り検出・訂正能力内にエラーを分散させれば良い。しかしながら情報データとして映像・音響信号などは、圧縮符号化が施されている。その圧縮信号の記録再生を行うシステムでは、訂正不能なエラー信号が発生したとしても、結果的に最終の映像・音響信号の再生において、最小限の情報破綻に押さえる事が可能なデータ構造または誤り訂正処理システムが望ましい。

【 0 0 3 0 】

特にバーストエラーに対する対策としては、エラー信号を分散する事で、1エラー訂正ブロック内のエラー数を少なくし、エラー訂正能力を向上できる。しかし、エラー信号を分散してもエラー訂正能力を超えるエラー数が存在した場合は、エラー信号を分散した事が、全体データの被害を拡大してしまう事になる。この為、バーストエラー訂正能力を高める為の基本的考えである。エラーデータの分散、即ちデータインターリーブを用いた方式は採用し難い。

【 0 0 3 1 】

そこで、本発明では、バーストエラー訂正能力に直接影響する、外符号生成に工夫を施すものである。

【 0 0 3 2 】

即ち、本発明では、1つの行列ブロックは、M行×N列のデータセクタが複数

集合されて形成されたものである。また、行数が夫々同じのY個のサブブロックは、前記1つの行列ブロックが、分割されて形成されたものである。さらに、Y個の誤り訂正検査ワードブロックPO-1乃至PO-yは、それぞれ前記Y個のサブブロックの行（縦）方向のデータに対して生成されたものである。そして、1つのエラー訂正コードブロック（ECCブロック）は、前記Y個の誤り訂正検査ワードブロックPO-1乃至PO-yが、前記データセクタの最終行にバイト単位で分散されて配置され、さらに、各行の最後には、列（横）方向の誤り訂正検査ワードPIが付加された形をとるものである。

【0033】

そして本発明は、前記ECCブロックを構築することを特徴とするデータ処理方法または装置またはこのようなECCブロックを記録した記録媒体であるし、またこのようなECCブロックを処理して上記行列ブロックを再生する方法及び装置を提供するものである。

【0034】

具体的に述べると、例えば、まず、8ビット＝1バイトをデータ単位とした、リードソロモン符号での符号長として可能な、最大バイト数＝255バイトの2倍程度の行数を持つデータ構造を構成する。そして、例えば前半の偶数行と後半の奇数行によるブロックと、前半の奇数行と後半の偶数行によるブロックとで別々に、各列毎に外符号を生成し、内符号は従来の各行単位で生成する。

【0035】

このような変形の誤り訂正積符号ブロックを採用すると、エラーデータは外符号誤り訂正系列から見れば、あたかも分散されたように構成され、実際の記録または伝送データは、実際のデータ順を守っており、エラー分散されない構成が可能である。

【0036】

すなわち、従来の誤り訂正積符号ブロックを用いた誤り訂正方式は、a行×B列のデータブロックに、外符号と内符号を生成付加しているが、本発明では、データブロックの行数としては訂正符号化が可能な最大符号長の行数より大きな行数を採用している。そして、行（縦）方向の誤り訂正検査符号系列（PO系列）

を2組以上に分割している。これにより本発明では、従来より大きなデータブロックを誤り訂正積符号ブロックとして取り扱う事が可能になり、また圧縮映像信号などを扱う上で重要な、データ伝送順の分散化を行わないことも可能になり、かつ大幅なバーストエラー訂正能力の向上が可能になる。

【0037】

上記のように、特定のデータ単位、例えば8ビット=1バイトをデータ単位とした、積符号による誤り訂正検査符号では、情報データと誤り訂正検査符号を加えたブロックのバイト数は、255バイト×255バイト以下となるように、その行数と列数が選択される必要がある。

【0038】

しかし、一般に情報データは、512、1024、2048、4096バイト等のデータにID (Identification data) や多少の制御信号を加えたデータ量を単位とするセクター構造が基本となり、このようなセクターを複数集合させて、誤り訂正ブロックを構成している。またこの誤り訂正ブロック内のセクター数としても、8、16、32のような2進数処理に適した数値が、他の信号処理とのタイミングなどの整合を取る上で都合が良い。このような条件を加えると、上記の行数と列数は制限され、行数と列数は200前後となる。その一例である、従来のDVD規格で採用されている構造は、172バイト×12バイトを1データセクターとして、16セクターを集合させ、データブロックを構成している。ここで、各列(12×16=192バイト)のデータに対して、16バイトの外符号を生成して、これを1バイトずつ各行(16)に分散付加している。結果として、(12+1)行×172バイトのブロック(1セクター)の集合である16セクターのデータブロックを構成している。

【0039】

ここでさらに、各行に対して10バイトの内符号を生成して付加し、(12+1)行×(172+10)列の誤り訂正ブロックを構成している。172×12バイトの1データセクターは、2048バイトのメインデータにIDや制御信号12バイトと誤り検出符号EDC4バイトが挿入されている。これにより、非常に冗長率が少なく、高効率の誤り検出・訂正が可能な積符号ブロックが実現されて

いる。

【 0 0 4 0 】

しかし、このままでは、行（縦）方向の行数を増大させる事は限界であり、冗長率を上げないでバースト性の誤り訂正能力を向上させる事はできない。

【 0 0 4 1 】

そこで本発明では、DVD規格での誤り訂正ブロックを2ブロック単位とし、偶数行と奇数行とを分割して取り扱い、偶数行と奇数行の各行（縦）方向に対する誤り訂正検査符号POを生成すれば、バーストエラー訂正能力は2倍に向上できる。誤り訂正ブロックは32セクター単位となるが、従来のDVD訂正処理方式のデータ読み出し順序を若干修正するだけで、利用可能である。また、従来のセクター単位でのデータ処理も利用でき、DVDで利用されているアプリケーション規格にそのままリンクする事が可能など、利点を持つ。

【 0 0 4 2 】

本発明は、構成要素で述べると、

バイト単位でデジタルデータの処理が行われ、1つの情報データブロックがM行×N列の（M×N）バイトで構成され、

前記情報データブロック内は、バイト単位でデータが配置されるもので、行毎には第0列から第（N-1）列のデータ伝送順で配置され、かつ第0行から第（M-1）行までがデータ伝送順に配置され、

更に、上記情報データブロックの集合であって、データ伝送順に連続する第0情報データブロックから第（K-1）情報データブロックによるK個の情報データブロックで構成される（K×M）行×N列の行列ブロックが構成され、

この行列ブロックの（K×M）バイトの各列には、

K個の情報データブロック順に指定された偶数行と奇数行を集合して構成された（K/2）×（m_i+m_j）バイトに対して、誤り訂正検査ワードPO-a {（K/2）×Qバイト} と、前記K個の情報データブロック順に指定された残りの奇数行と偶数行を集合して構成された（K/2）×（m_j+m_i）バイトに対して、誤り訂正検査ワードPO-b {（K/2）×Qバイト} とが生成され

前記 $PO-a$ と $PO-b$ が、 M 行 \times N 列の $(M \times N)$ バイトで構成される上記 K 個の情報データブロックに分散配置されることで、

前記 N 列の各列が $(K/2) \times (m_i + m_j) + Q$ バイトと、 $(K/2) \times (m_j + m_i) + Q$ バイトとの 2 組のリードソロモン符号語 PO として形成され {但し $M = (m_i$ (偶数行の数) $+ m_j$ (奇数行の数))、 $(Q$ は 1 以上の整数) }、

更に N バイトの各行毎に誤り訂正検査ワード P バイトが付加され、

全体のブロックとしては、 K 個の情報データブロック $(K \times M \times N)$ バイトを情報部とする $(K \times (M + Q) \times (N + P))$ または $(K \times (M + 2Q) \times (N + P))$ バイトのリードソロモン誤り訂正検査符号を構成した誤り訂正積符号ブロックを実現している。

【0043】

これにより、列方向の各列 2 組のリードソロモン符号語 P は、それぞれの符号系列を構成する行が交互に配置された誤り訂正積符号ブロックを構成している。

【0044】

【発明の実施の形態】

以下、本発明の実施例について、図面を用いて詳細に説明する。

【0045】

情報データブロックに誤り訂正コード生成して付加した、誤り訂正検査用情報データブロックの構造は、ランダムエラーとバーストエラー訂正能力を高める為、リードソロモン誤り訂正が多く利用される。また、デジタルデータ処理は、1 バイトとして 8 ビットを単位とした処理が一般的であり、他の展開を考えるとデータ処理効率の面で有利である。

【0046】

以下、図面と DVD 規格とを照らし合わせて詳細に説明していく。

【0047】

図 1 は、 M 行 \times N 列の情報データブロックである。コンピュータの分野では、 $128 \times (2 \text{ の倍数})$ のバイトの情報ブロックが、処理情報データブロックとして利用される。

【 0 0 4 8 】

DVD規格では、2048バイトが情報ブロックの単位で用いられる。この2048バイトのメインデータにIDや制御コード等を含め、2064バイトとし、これを12行×172列の情報データブロックを構成している。 $(M \times N = 12 \times 172)$ バイトのブロックに直接誤り訂正コードを付加し、期待する訂正能力を得ようとする、訂正コードの冗長率が高くなりすぎる。そこで、K個の情報データブロックを集めて、 $(K \times (M \times N))$ バイトの情報データブロックを構成する。

【 0 0 4 9 】

図2は、この $(K \times (M \times N))$ バイトの情報データブロックを示す。DVD規格では $K = 16$ が採用されている。

【 0 0 5 0 】

図2の情報データブロックにおける、行（縦）方向は、 $(K \times M)$ バイトのデータである。N列毎の $(K \times M)$ バイトのデータに誤り訂正コードである $(K \times Q)$ バイトを生成し、付加する。次に、図2の情報データブロックにおける、列（横）方向がNバイトのデータである。また行数は、先の誤り訂正コード $(K \times Q)$ が増加したために $(K \times M) + (K \times Q)$ 行である。この $(K \times M) + (K \times Q)$ 行毎々に誤り訂正コードであるPバイトを生成し、付加する。

【 0 0 5 1 】

図3は、上記 $(K \times (M \times N))$ バイトの情報データブロックに、誤り訂正コードである $(K \times Q)$ バイトと、誤り訂正コードであるPバイトが付加された様子を示す。

【 0 0 5 2 】

DVD規格では、 $Q = 1$ で $P = 10$ である。

【 0 0 5 3 】

次に、 $(K \times Q)$ バイトの誤り訂正コードをQバイトずつ分散し、K個の $(M \times N)$ バイトの情報データブロックのそれぞれ付加して、各情報データブロックが同じ形態となるようにする。

【 0 0 5 4 】

この処理は、 K 個の全ての情報データブロックを同じ構造とする点に意義がある。つまり、 $(N \times M)$ バイトの情報データには、情報データのアドレスを示す ID が付加されているが、外符号 PO である訂正コードブロック ($K \times Q \times 172$) はすべて誤り訂正コードのため、これに ID を付加することはできない。そこで、この誤り訂正コードを各情報データブロックに分散配置し、すべての情報データブロックが同じ構造をとり、 ID を所有するようにしている。

【 0 0 5 5 】

尚、分散配置の手順は、行（縦）方向の誤り訂正検査コードを生成した後、($K \times Q$) 行を分散して各情報データブロックに配置し、その後に列（横）方向の誤り訂正コードを生成して各行に付加してもよく、また、列（横）方向の誤り訂正コードを生成して各行に付加した後、行（縦）方向の誤り訂正検査コードの ($K \times Q$) 行を分散して各情報データブロックに配置し分散配置してもよい。いずれの順序でも DVD 規格の方式は同じ結果となる。

【 0 0 5 6 】

図 4 は、誤り訂正検査コードの ($K \times Q$) 行が Q ずつ、各情報データブロック (K 個) に分散配置された新ブロック構造を示す。 DVD 規格では、($K \times (M + 1) \times (N + P)$)、即ち「 $16 \times (208 \times 182)$ 」バイトの誤り訂正積符号ブロックが構成される。

【 0 0 5 7 】

図 5 は誤り訂正コードが付加された 1 つの情報データブロック $(M + Q) \times (N + P)$ の構造を示す。先頭行には情報データブロックのアドレス情報にもなる ID 及び制御信号 ($CNT - sig$) が配置され、最終行には行（縦）方向の誤り訂正検査コード Q が配置されている。 DVD 規格では、 $Q = 1$ でありこの構造は $K \times (M + Q)$ が 255 バイトまで、 K の数を増す事が出来る。

【 0 0 5 8 】

図 6 は、図 5 の情報データブロックを詳細に示す図である。メインデータの最後には EDC が付加されている。

【 0 0 5 9 】

図 7 は、本発明の基本的な考え方を説明するために示した ECC ブロックの生

成過程を示す図である。

【 0 0 6 0 】

この発明の狙いは、バーストエラーが発生した場合、エラー訂正能力を向上させるところにある。そのために、外符号による誤り訂正処理ブロックを分散させるようにする。

【 0 0 6 1 】

図 1、図 2 の説明では、情報データブロック ($N \times M$ バイト) を K 個 (ただしここでは $K = 16$ である) 集合した。そしてこの集合データブロックに対して外符号、内符号を付加し、ECC ブロックを生成した。しかしこの発明では、集合情報データブロックを 2 つ用いて ECC ブロックを生成する。したがって、取り扱う情報データブロック数 K は、本発明では 32 個となる。

【 0 0 6 2 】

図 7 には、2 つの集合情報データブロック ($A-10$ 、 $A-11$) が用意された様子を示している。次に、各集合データブロック ($A-10$ 、 $A-11$) の偶数行と奇数行が分けられて、それぞれ 2 つのブロックとされる。以下この 2 つのブロックを偶数行ブロック ($B-10$)、($B-11$) とする。次に、この偶数行ブロック、奇数行ブロックに対して、それぞれ外符号が生成されそして付加されてる。以下、偶数行ブロック ($B-10$) に付加された外符号を $PO-a$ 、奇数行ブロック ($B-11$) に付加された外符号を $PO-b$ とする。外符号 $PO-a$ 、 $PO-b$ は、誤り訂正検査符号或は誤り訂正検査ワードとも言われる。

【 0 0 6 3 】

ここで、外符号 $PO-a$ 、 $PO-b$ のバイト数としては、偶数行の各列の ($K \times M / 2$) バイトのデータに対して、($K \times Q$) バイトもしくは、($K / 2 \times Q$) バイトである。また $PO-b$ のバイト数としては、奇数行の各列の ($K \times M / 2$) バイトのデータに対して、($K \times Q$) バイトもしくは、($(K / 2) \times Q$) バイトである。

【 0 0 6 4 】

次に、上記の分離した偶数行と奇数行が基の形に戻される。この様子をブロック C として示している。したがって、ブロック C は 32 個の情報データブロック

(N 列 \times M 行) が集合されていることになる。また、外符号としては、 $PO-a$ 、 $PO-b$ が付加されていることになる。さらに内符号 PI (10 バイト) も生成されて付加される。次に、ここで生成された、 $PO-a$ と $PO-b$ を K ($=32$) 個の各 ($M\times N$) バイトの情報データブロックに分散配置する。

【0065】

図8は、外符号 PO が各情報データブロックに分散配置された様子を示している。ここで、 $PO-a=PO-b=(K\times Q)$ の場合は、各 ($M\times N$) バイトの情報データブロックに $PO-a$ と $PO-b$ 夫々から、 Q バイトずつ分散配置し、 $PO-a=PO-b=((K/2)\times Q)$ の場合は、 $PO-a$ を K 個の情報データブロックのうち、偶数番目の情報データブロックまたは前半の半数の情報データブロックに分散配置し、 $PO-b$ を奇数番目の情報データブロックもしくは後半の半数の情報データブロックに、 Q バイトずつ分散配置する。

【0066】

図9 (A) は、 $PO-a=PO-b=(K\times Q)$ の場合に、 PO が分散配置された後の1つの情報データブロックを取り出して示している。また図9 (B) は、 $PO-a=PO-b=((K/2)\times Q)$ の場合に、 PO が分散配置された後の1つの情報データブロックを取り出して示している。

【0067】

上記した、図8のような ECC ブロックは、その先頭の記録セクタから順番に記録媒体に記録される。また伝送系では、先頭の記録セクタから順番に伝送される。再生側、或は受信側では、ECC ブロックの先頭から順番にバッファメモリに取り込む。図8に示す単位の ECC ブロックは、エラー訂正処理される場合、図7で示した偶数行ブロック $B-10$ 、奇数行ブロック $B-11$ のような形に復元され、 PO 系のエラー訂正処理が施される。このため、ECC ブロックの段階でバーストエラーがあっても、そのエラーが偶数行ブロックと奇数行ブロックとに分散されるために、エラー訂正能力を上げることができる。

【0068】

ここで本発明は、特に、以下に述べる点に着目し、一層の誤り訂正能力を上げている。

【 0 0 6 9 】

図 1 0 は、この発明の着目点を説明するために示した図である。

【 0 0 7 0 】

上記した実施例では、2つの集合情報データブロックの偶数行と、奇数行とを単純に分離し、それぞれの偶数行ブロック、奇数行ブロックに対応する P O 系列符号 (P O - a、P O - b) を生成した。次に、偶数行ブロックと奇数行ブロックとを、基の配置 (偶数行、奇数行が交互に配置される状態) に戻し、図 9 (A)、或は図 9 (B) のように P O 系列の符号が分散配置される。これにより図 8 に示したような E C C ブロックが生成される。

【 0 0 7 1 】

ここで、セクタ間には、P O 系列の符号が Q バイト配置されることになる。ここでセクタ (偶数セクタ) とセクタ (奇数セクタ) の繋ぎ目に注目する (この例では、セクタは 1 2 行の情報データブロックを含む) 。すると、第 1 セクタの最終行には偶数行ブロックを用いて作成した P O - a の一部 (Q バイト \times (N + P)) が位置し、第 2 セクタの先頭行は、偶数行となる。よって第 2 セクタの先頭行 (偶数行) は、偶数行ブロックに存在していたことである。

【 0 0 7 2 】

この結果、P O 系列からみると、同じ P O 系列のデータが 2 行分連続して配置されたことになる。本来この発明の狙いは、各行を偶数、奇数の繰り返し配列として、誤り訂正検査ワードを偶数行ブロックと、奇数行ブロックのそれぞれに対応して生成することにある。これにより、エラー訂正時が行なわれるときには、偶数行ブロックと奇数行ブロックとが分離され、それぞれのブロックでエラー訂正処理が可能となる。よって、本発明は、E C C ブロックに対するバーストエラーが発生しても、このエラーを分散し、エラー訂正能力を向上するものである。

【 0 0 7 3 】

しかし、図 1 0 で説明したように、同じ P O 系列のデータが 2 行分連続して配置されると、この部分にバーストエラーが発生したときに、エラー分散が期待通りに得られない。

【 0 0 7 4 】

そこでこの発明は、先の偶数行ブロック、奇数行ブロックを得るのではなく、次のような P O - a 作成ブロック、P O - b 作成ブロックを得ている。即ち、図 1 1 を参照してこの 2 つのブロックについて説明する。

【 0 0 7 5 】

図 1 1 に示すように、データ伝送順となる 2 つの集合情報データブロック (A - 1 0、A - 1 1) を用いるのは先の例と同じである。

【 0 0 7 6 】

ここで P O - a 作成ブロック (E - 1 0) は、2 つの集合情報データブロック (A - 1 0、A - 1 1) から偶数セクタの偶数行と、奇数セクタの奇数行が収集されて作成される。また、P O - b 作成ブロック (E - 1 1) は、2 つの集合情報データブロック (A - 1 0、A - 1 1) から偶数セクタの偶数行と、奇数セクタの奇数行が収集されて作成される。

【 0 0 7 7 】

図 1 2 は、上記の分離した P O - a 作成ブロック (E - 1 0)、P O - b 作成ブロック (E - 1 1) の各偶数行と奇数行を元の位置に戻し、かつ、偶数ブロック、奇数ブロックを順番に繋げた状態を示している。このブロック F は、3 2 個の情報データブロック (N 列 × M 行) が集合されていることになる。また、外符号としては、P O - a、P O - b が付加されていることになる。さらに内符号 P I (1 0 バイト) も生成されて付加される。次に、ここで生成された、P O - a と P O - b を K (= 3 2) 個の各 (M × N) バイトの情報データブロックに分散配置する。これにより、セクタ間には、P O 系列の符号が Q バイト配置されることになる。

【 0 0 7 8 】

図 1 3 は、このときの E C C ブロックを示している。P O 系列の符号を分散配置する方法は、図 9 で説明した。

【 0 0 7 9 】

図 1 4 は、上記の E C C ブロックにおけるセクタ (偶数セクタ) とセクタ (奇数セクタ) の繋ぎ目に注目している。(この例では、セクタは 1 2 行の情報データブロックを含む)。すると、第 1 セクタの最終行にはブロック E - 1 0 を用い

て作成した $PO-a$ の一部 (Q バイト $\times (N+P)$) が位置し、第 2 セクタの先頭行は、偶数行となる。第 2 のセクタの先頭行は、偶数であるが、奇数セクタの偶数行は、図 1 1 で説明したように、 $PO-b$ の系列である。この結果、偶数セクタと奇数セクタの繋ぎ目の行は、 $PO-a$ 系列の行と、 $PO-b$ 系列の行が交互に配置されたことになる。

【 0 0 8 0 】

よって、本発明が狙いとしている $PO-a$ 系列の行と、 $PO-b$ 系列の行とを交互に配置した ECC ブロックを形成し、バーストエラーに対する誤り訂正能力を向上するという目的を効果的に達成するものである。つまり、このように構成される ECC ブロックを利用することにより、従来方式に比べて、符号長で 2 倍のバーストエラー訂正能力を有する。

【 0 0 8 1 】

上記の実施の形態は、1 つのセクタの行数が $M=12$ (偶数) の場合である。ここで、 M が奇数 (例えば 11) の場合を考えてみる。

【 0 0 8 2 】

今、上記の実施例と同様に $PO-a$ 作成ブロック ($E-10$)、 $PO-b$ 作成ブロック ($E-11$) を作成し、それぞれのブロックに対して $PO-a$ 、 $PO-b$ を作成したとする。そして、 $PO-a$ 作成ブロック ($E-10$)、 $PO-b$ 作成ブロック ($E-11$) の各行を元の位置に戻し、さらに、 $PO-a$ 、 $PO-b$ を分散配置し、ECC ブロックを作成したとする。

【 0 0 8 3 】

図 1 5 は、この ECC ブロックにおけるセクタ (偶数セクタ) とセクタ (奇数セクタ) の繋ぎ目に注目している。(この例では、セクタは 12 行の情報データブロックを含む)。すると、第 1 セクタの最終行 (偶数行) にはブロック $E-10$ を用いて作成した $PO-a$ の一部 (Q バイト $\times (N+P)$) が位置し、第 2 セクタの先頭行は、偶数行となる。第 2 のセクタの先頭行は、偶数であるが、図 1 1 で説明したように、ブロック $E-11$ に属する $PO-b$ 系列の行が位置する。

【 0 0 8 4 】

このために、第1セクタの最終行とその前の2つの行がP O - a系列の行となる。よって、この部分にバーストエラーが生じた場合、誤り訂正能力が十分に発揮されない。しかし、1つのセクタが奇数行であっても、本発明の効果が十分得られる例も存在する。

【 0 0 8 5 】

図16は、セクタとしてM = 9行を採用し、誤り訂正検査符号の配置方法としては、図9 (A) で説明した方法を採用した例である。この例であると、セクタの繋ぎ目では、次のような行配列となる。まず偶数セクタの次に奇数セクタが配置されている部分の繋ぎ目を見る。偶数セクタの情報データブロックとしての最終行は、偶数であり、この最終行に対してP O - b系列の誤り訂正検査符号が1行付加されている。

【 0 0 8 6 】

さらにこのP O - b系列の誤り訂正検査符号の後に、P O - a系列の誤り訂正検査符号が1行配置される。ここで、奇数セクタの先頭行は、偶数行である。この偶数は、図11のブロックE - 11で示したようにP O - b系列の符号を作成するために用いられている。したがって、偶数セクタと奇数セクタの繋ぎ部分においては、P O - b、P O - a、P O - b系列と交互に配置されることになる。

【 0 0 8 7 】

次に、奇数セクタの次に偶数セクタが配置されている部分の繋ぎ目を見る。奇数セクタの情報データブロックとしての最終行は、偶数であり、この行は、図11のブロックE - 11に分離される。よって、この最終行は、P O - b系列に属する。これに対して、この最終行に対してP O - a系列の誤り訂正検査符号が1行付加される。次に、さらにこのP O - a系列の誤り訂正検査符号の後に、P O - b系列の誤り訂正検査符号が1行配置される。次の偶数セクタの先頭行は、偶数である。この先頭行は、図11のブロックE - 10に分離される。よって、この最終行は、P O - a系列に属する。この結果、奇数セクタと偶数セクタの繋ぎ部分においては、P O - b、P O - a、P O - b、P O - a系列の行が交互に配置されることになる。

【 0 0 8 8 】

つまり図 1 6 の実施の形態においては、誤り訂正検査符号 $PO-a$ 、 $PO-b$ を分散配置するときに、その選択順番を工夫し、 $PO-b$ 、 $PO-a$ 、 $PO-b$ 、 $PO-a$ 系列の行が交互に配置されるようにしている。

【 0 0 8 9 】

図 1 6 の実施例の考え方は、1 つのセクタが偶数行（例えば $M=10$ ）の場合でも適用可能である。

【 0 0 9 0 】

図 1 7 には、1 つのセクタが偶数行（例えば $M=10$ ）の場合を採用し、誤り訂正検査符号の配置方法としては、図 9 (A) で説明した方法を採用した例である。また、この例では、図 1 1 のブロック $E-10$ は、偶数セクタの偶数行と奇数セクタの偶数行で構成され、図 1 1 のブロック $E-11$ は、偶数セクタの奇数行と奇数セクタの奇数行で構成される。

【 0 0 9 1 】

この例であると、セクタの繋ぎ目では、次のような行配列となる。偶数セクタの情報データブロックとしての最終行は、奇数であり、この行は、図 1 1 のブロック $E-11$ に分離される。よって、この最終行は、 $PO-b$ 系列に属する。これに対して、この最終行に対して $PO-a$ 系列の誤り訂正検査符号が 1 行付加される。次に、この $PO-a$ 系列の誤り訂正検査符号の後に、 $PO-b$ 系列の誤り訂正検査符号が 1 行配置される。次の奇数セクタの先頭行は、偶数である。この場合は、この先頭行は、 $PO-a$ 系列に属する。この結果、奇数セクタと偶数セクタの繋ぎ部分においては、 $PO-a$ 、 $PO-b$ 、 $PO-a$ 系列の行が交互に配置されることになる。

【 0 0 9 2 】

次に、誤り訂正内符号 PI について説明する。

【 0 0 9 3 】

図 1 8 は、DVD 規格で採用されている、また本発明の一例である誤り訂正検査ワード（内符号） PI の形成系列を示す。伝送データ順である列（横）方向のデータに対して、内符号 PI を生成している。

【 0 0 9 4 】

図 1 9 は、本発明の他の実施例である誤り訂正検査ワード（内符号） P I を生成するための変形例を示す。

【 0 0 9 5 】

情報データブロックの M 行 × N 列のデータに対して、(N + P) バイトのリードソロモン符号語（内符号） P I の形成は、列が 0 列から ((N + P) - 1) 列まで、行が 0 行から (M - 1) 行までのデータで実現される。P O が付加された情報データブロックに対して P I 系列の誤り訂正検査符号の生成においては、各先頭列のバイトデータを基点にして、各行および各列を 1 単位で増加させ、増加結果の行が (M) 行となった時は 0 行に移すように、増加して得られた行番号 (M) を 0 行に回転配置し、(M) 組の P I 系列の訂正符号を構成している。

【 0 0 9 6 】

従来の記録密度では、ランダムエラーは、1 ~ 2 バイトエラーが分散しているが、高密度記録では、5 バイト程度に増長する。

【 0 0 9 7 】

そこで、誤り訂正系列を記録順とは異なる、飛び越し配置のデータ集合系列にする事で、記録配置はデータ順に対して変更しないが、誤り訂正検査符号系列が記録順と異なるため、小さな集中エラーが、誤り訂正処理においては分散する事になり、実行におけるランダムエラー訂正能力を向上できる。

【 0 0 9 8 】

図 2 0 は、本発明が適用された記録装置のデータ処理手順を示す図である。

【 0 0 9 9 】

記録用のデータは、外部からデータセクタ化部 4 2 に入力されて、セクタ化される。本実施例では、2 K バイトを基本としている。2 K バイト単位のデータブロックは、誤り検出符号 (E D C) が付加される。このデータブロックを情報データブロックと称する。この処理は、E D C 符号化部 4 3 において行われる。次にこの情報データブロック（セクタ）を識別するための I D やその他制御信号が、I D 付加部 4 4 で付加される。次にスクランブル処理部 4 5 において、メインの情報データがスクランブル処理される。

【 0 1 0 0 】

このスクランブル処理は、以下の理由のために行われている。即ち、メインデータが映像信号などの場合、空白部分では“0”の連続となる。このような信号が記録信号として扱われると、記録信号は同一パターンの繰り返しとなる傾向となる。記録信号の同一パターンが光ディスクなどの隣接トラックに存在すると、すると、トラック相互間のクロストークの影響でサーボ動作が不安定となる。これを防止するために、IDで決められるスクランブルパターンを利用し、例えばデータにスクランブルデータを重ね合わせることでデータスクランブルを施している。

【0101】

スクランブルされたデータ（セクタ）は、例えば、転送順に32セクタ単位でまとめられ、ECCブロック化部46においてECCブロック化される。このECCブロックは、偶数／奇数行ブロック化部47に入力される。ここでは偶数／奇数とが別々に一旦ブロック化される。そして各ブロックは、偶数／奇数PO符号化部48において、先に説明したようなPO系列の誤り訂正検査符号化が行われる。次にPI符号化部49において各行に対してPI系列の誤り訂正検査符号化が行われる。次に、ECCブロック化部50において、偶数行、奇数行のブロックが合体される。さらにPOパリティインターリーブ部51においてPO系列のパリティが先に説明したに各セクタに分散され、全体ブロックは、PO系列の検査及び訂正ワードが各データセクタにインターリーブされる。

【0102】

次に、このECCブロックは、記録セクタ化部52に入力される。さらに記録セクタ化部52と次の変調及び同期付加部53により、同期信号が付加されるとともに8／16変調される。この変調信号は、ドライバ54を介して光ピックアップ55に供給され、レーザダイオードを駆動する。これにより、レーザ光がディスク56に照射され、信号記録が行われる。ディスク56は、ディスクモータ57により回転制御されている。

【0103】

図21には、上記の記録処理の途中で作成されるDVDフォーマットにおけるデータセクタの構成を示している。データセクタは、列が172（172バイト

）、行が12行である。最初の行は、ID（4バイト）、IED（IDエラー検出コード：2バイト）、CPR-MAI（コピーライト管理情報：6バイト）、メインデータ160バイトで構成される。最後の行（第12行目）の最後には、メインデータと、4バイトのエラー検出コードが付加されている。残りの行は全てメインデータである。

【0104】

図22には、図21のセクタが32個集合されて、ECCブロック化された様子を示している。

【0105】

図23には、図22のECCブロックが、先に説明した規則のようにブロックを構成し、それぞれのブロックに対してPO系列の符号PO-a、PO-bが作成され付加された様子を示している。

【0106】

図24には、偶数行ブロックと、奇数行ブロックとが符号PO-a、PO-bと共に一体化された、単体のECCブロックを示している。さらに加えて、PI系列の符号が作成され付加された様子を示している。PO-a、PO-bの配列順序は、図面に示すものに限定されるものではない。

【0107】

図25には、上記のPO系列の符号が、各セクタに分散された様子を示している。これが記録セクタである。各記録セクタは、同期信号が付加されて、さらに変調されて記録媒体に記録される。

【0108】

なお、本発明では、上記の説明ではPO系列の誤り訂正検査符号を生成し、PI系列の誤り訂正検査符号を生成したが、この処理手順はこれに限定されるものではない。この処理順番は、逆でもよい。即ち。データセクタをECCブロック化した後、PI系列の誤り訂正検査符号を生成し、PI符号が付加されたECCブロックを2つのブロックとに分け、その後、PI符号も含めてPO系列の誤り訂正検査符号を生成してもよい。そしてこの後、2つのブロックを再集合し、その後、PO符号をインターリーブ処理で分配してもよい。

【0109】

図26は、本発明の基本を適用した再生装置の構成例を示している。

【0110】

ディスク56には、先に説明したような記録方法でデータが記録されている。ピックアップヘッド55で読み出された変調信号は、チャンネルデータ読み出し部81に供給され、チャンネルビット単位となり、同期分離部82において同期信号が分離され、シンボル単位で分割される。次に復調部83において、16ビットから8ビットのデータに復調され、セクタID検出部84に供給される。ここで、セクタ毎に識別分割され、ECCブロック化部85に入力される。ここではセクタが集合されてECCブロック単位のデータとなる。ECCブロックは、PI復号化部86に入力されて、PI系列のエラー検出及び訂正が行われる。次にPO-a復号化部87で、PO-a系列のエラー検出及び訂正が行われ、続いてPO-b復号化部88で、PO-b系列のエラー検出及び訂正が行われる。

【0111】

次に、メインデータ部のデスクランブルがデスクランブル処理部89において実行される。さらに、誤り検出部90において、メインデータ部の誤り検出がEDCに基いて実行され正常なメインデータが取り出される。このメインデータは、インターフェース91を介して今後の処理部に転送される。

【0112】

なお、再生処理においては、PI系のエラー検出訂正処理と、PO系のエラー検出訂正処理は、いずれを先に実行してもよく、図に示した順序に限定されるものではない。

【0113】

ところで、DVDにおいては、ビデオオブジェクト（VOB）がセル単位で指定されようになっており、VOBには、複数のビデオオブジェクトユニット（VOBU）が含まれるフォーマットである。ビデオオブジェクトは、複数のビデオパケット（V_PCK）、オーディオパケット（A_PCK）が含まれ、また副映像パケット（SP_PCK）を含むことも許容している。さらに記録再生フォーマットでは、VOBUの先頭には、リアルタイムデータ情報（RDI）を含む

制御パケット (R D I _ P C K) が配置されている。このパケットには、V O B Uの再生開始時間、記録時の間情報、表示コントロール情報 (アスペクト比情報)、コピー制御情報などを記述できるようになっている。またこのパック内には、予約エリアも確保されている。

【 0 1 1 4 】

さらにまた、V _ P C Kに格納されるビデオデータは、M P E G 1 或はM P E G 2 方式による圧縮が施されている。M P E G 1 あるいはM P E G 2 方式では、そのシーケンスヘッダにアスペクト比などを示す情報が記述されている。さらにまた圧縮データの一部にライン 2 1 のためのG O P ユーザデータを挿入することができる。この部分は、文字コードデータなどを送るときに用いられる。

【 0 1 1 5 】

また記録再生可能なD V D 規格においては、ユーザデータ領域に記録されたプログラムの再生順序を決めるプログラムチェーン情報を記述するコントロールデータ領域も確保されている。

【 0 1 1 6 】

したがって、本発明の形態のE C C ブロックを採用する場合には、上記したR D I _ P C K の一部の領域、あるいはG O P ユーザデータの配置部分、あるいはコントロールデータ領域の一部分を利用し、E C C ブロック形態がどのような形態であるかを示すE C C ブロック識別情報を格納するようにしてもよい。

【 0 1 1 7 】

このE C C ブロック識別情報を格納するようにすると、記録情報或は転送されてきた情報がどのような形態のE C C ブロックであるかを識別することができる。これにより、本発明は、従来のD V D 再生装置にも追加搭載することができ幅広い適用が可能となる。勿論、先の記録、再生処理装置にそれぞれ、従来のE C C ブロック形態で処理する回路を並列に設け、記録時にはいずれかの処理形態をユーザが任意に採用できるようにしてもよい。この場合は、記録時に選択されたE C C ブロック形態に応じて、上記したE C C ブロック識別情報が自動的に作成され、所定のエリアに格納あるいは配置されることになる。

【 0 1 1 8 】

この発明の P I 系列の誤り訂正検査符号を作成する方法（または形態）は、上記の実施の形態に限定されるものではない。

【 0 1 1 9 】

図 2 7 には、P I 系列の誤り訂正検査符号を作成する別の方法を示している。この例は、2 行のデータを 1 列おきに交互に選択して、これら選択したデータを用いて 1 0 バイトの符号を作成する方法である。行数が偶数行であれば、この方法により容易に P I 系列の誤り訂正検査符号を作成することができる。また 1 つの行のデータの一部が損傷されても P I 系列の訂正能力を高めることができる。

【 0 1 2 0 】

また上記の説明では、記録媒体に本発明に係る E C C ブロック構造を記録することを中心に説明しているが、本発明は、記録媒体に記録するときの処理方法及び装置に限定されるものではない。通信装置においてもデータをパケット化し、データセクタを作成し、このデータセクタを集合させて、変調処理を施して伝送するようにしてもよい。この場合、データセクタを集合させた E C C ブロックの形態は、本発明の形態を採用しても良いことは勿論である。また変調処理方式に関しても上記の説明に限定される必要は無く、Q P S K, Q A M 方式などで E C C ブロックのデータを変調し、さらに伝送路には O F D M 方式を用いて送出するようにしてもよい。

【 0 1 2 1 】

また上記の実施の形態では、所定単位のセクタ集合ブロックを偶数行ブロックと奇数行ブロックに分割して、それぞれのブロックに対して誤り訂正検査ワード P O - a と P O - b を生成したが、2 分割以上（Y 個）に多分割して誤り訂正検査ワードを生成して P O 系列を構成してもよい。

【 0 1 2 2 】

【発明の効果】

以上のように本発明を用いれば、バイトデータを基本にしたエラー訂正方式に於いても従来と同様の訂正フラグ冗長率でありながら、バーストエラー訂正能力を大幅に向上できる。そして本発明によれば、波長の短いブルーレーザを用いた高密度光ディスクでのエラー訂正処理を、従来よりも大きな物理的エラー訂正長

まで実現する事が可能になる。

【図面の簡単な説明】

【図 1】 $(M \times N)$ バイトの情報ブロックを示す図。

【図 2】 $(M \times N)$ バイトの情報ブロックを K 個集合させた時 $(K \times (M \times N))$ の構造を示す図。

【図 3】 $(K \times (M \times N))$ に誤り訂正コードを積符号構造で付加した訂正ブロック構成を示す図。

【図 4】 訂正フラグが付加された情報データブロックが同じ構成になるよう、誤り訂正用検査ワード PO ($K \times Q$) を Q バイト単位で、各情報データブロックに分配した訂正ブロック構成を示す図。

【図 5】 図 4 の誤り訂正コードが付加された情報データブロックの構成を示す図。

【図 6】 図 5 の情報データブロックの構成を DVD 規格で用いられている符号長で示した図。

【図 7】 本発明に係る誤り訂正ブロックを作成する際の経過の一例を示す図。

【図 8】 本発明に係る誤り訂正ブロックの各情報データブロックに、誤り訂正検査ワード PO が分散配置された状態を示す図。

【図 9】 本発明に係る $(M \times N)$ バイトの情報データブロックに、誤り訂正検査ワード $PO - a$, $PO - b$ を配置する例を示す図。

【図 10】 図 7 に示した方法で誤り訂正ブロックを構成した際の問題点を説明するために示したセクタ繋ぎ部分の説明図。

【図 11】 さらに誤り訂正能力を上げる場合の本発明に係る誤り訂正ブロックを作成する際の経過の一例を示す図。

【図 12】 誤り訂正能力を向上した誤り訂正ブロックの作成途中のブロックを示す説明図。

【図 13】 本発明の誤り訂正能力を向上した誤り訂正ブロックの各情報データブロックに、誤り訂正検査ワード PO が分散配置された状態を示す図。

【図 14】 図 11、図 12 に示した方法で誤り訂正ブロックを構成した際

のセクタ繋ぎ部分の説明図。

【図 1 5】 図 1 1、図 1 2 に示した方法で誤り訂正ブロックを構成した際のセクタ繋ぎ部分で更に改善しようとする着目点の一例を説明するための図。

【図 1 6】 この発明の別の実施の形態において作成した、誤り訂正ブロックのセクタ繋ぎ部分を説明するための図。

【図 1 7】 この発明の更に別の実施の形態において作成した、誤り訂正ブロックのセクタ繋ぎ部分を説明するための図。

【図 1 8】 誤り訂正検査ワード P I の系列の作成例を説明するために示した図。

【図 1 9】 本発明に係る誤り訂正検査ワード P I の系列の他の作成例を説明するために示した図。

【図 2 0】 この発明に係る E C C ブロックの作成工程と記録装置を示す説明図。

【図 2 1】 D V D におけるデータセクタの構成を示す説明図。

【図 2 2】 この発明に係るセクタが E C C ブロック化された様子を示す説明図。

【図 2 3】 E C C ブロックを 2 つのブロックとに分けてそれぞれに P O 系列の誤り訂正検査符号を付加した様子を示す説明図。

【図 2 4】 図 2 3 の 2 つのブロックを一体化し、P I 系列の誤り訂正検査符号を付加した様子を示す図。

【図 2 5】 図 2 4 の E C C ブロックに P O 系列の符号をインターリーブした様子を示す説明図。

【図 2 6】 この発明に係る E C C ブロックの再生処理装置を示す図。

【図 2 7】 この発明に係る E C C ブロックの P I 系列の誤り訂正検査符号作成方法の他の例を示す図。

【符号の説明】

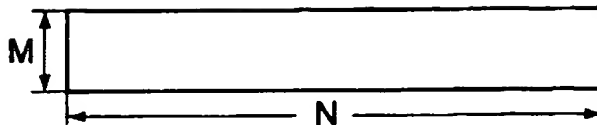
4 2 …データセクタ化部、4 3 …E D C 符号化部、4 4 …I D 付加部、4 5 …スクランブル処理部、4 6 …E C C ブロック化部、4 7 …偶数／奇数行ブロック化部、4 8 …偶数／奇数 P O 符号化部、4 9 …P I 符号化部、5 0 …E C C ブロ

ック化部、51…POパリティインターリーブ部、52…記録セクタ化部、53…変調及び同期付加部、54…ドライバ、55…光ピックアップ、56…ディスク、57…ディスクモータ、81…チャンネルデータ読み出し部、82…同期分離部、83…復調部、84…セクタID検出部、85…ECCブロック化部、86…PI復号化部、87…PO-a復号化部、88…PO-b復号化部、89…デスクランブル処理部、90…誤り検出部、91…インターフェース。

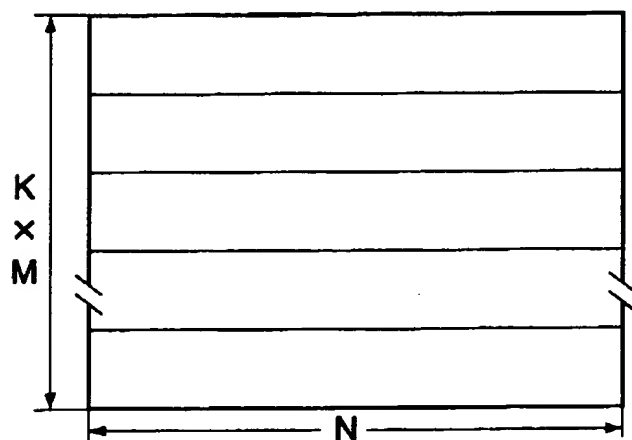
【書類名】

図面

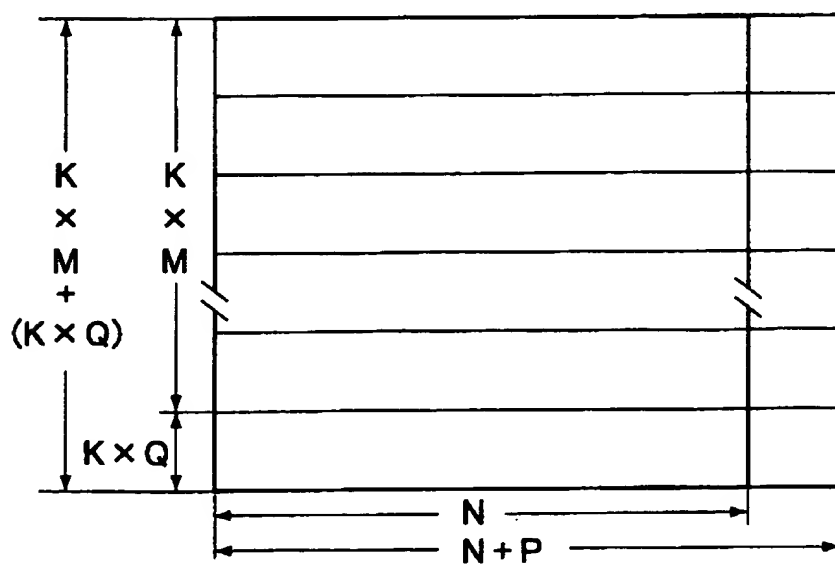
【図 1】



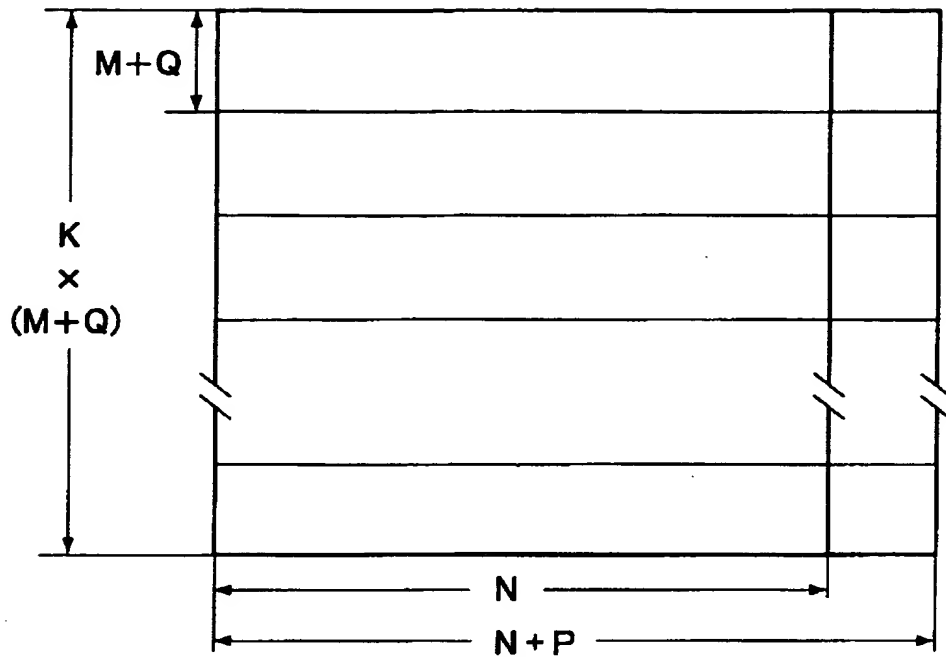
【図 2】



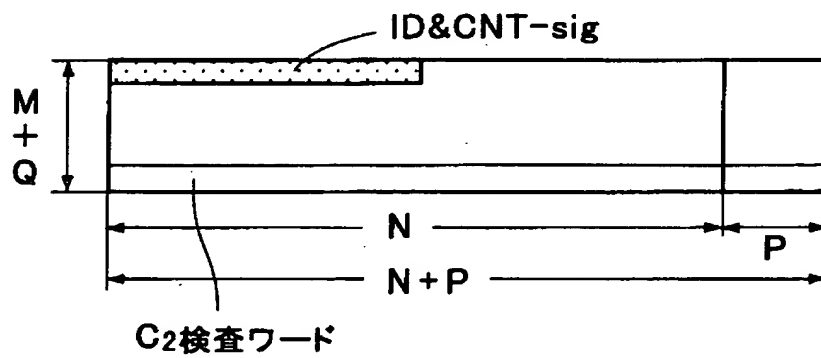
【図 3】



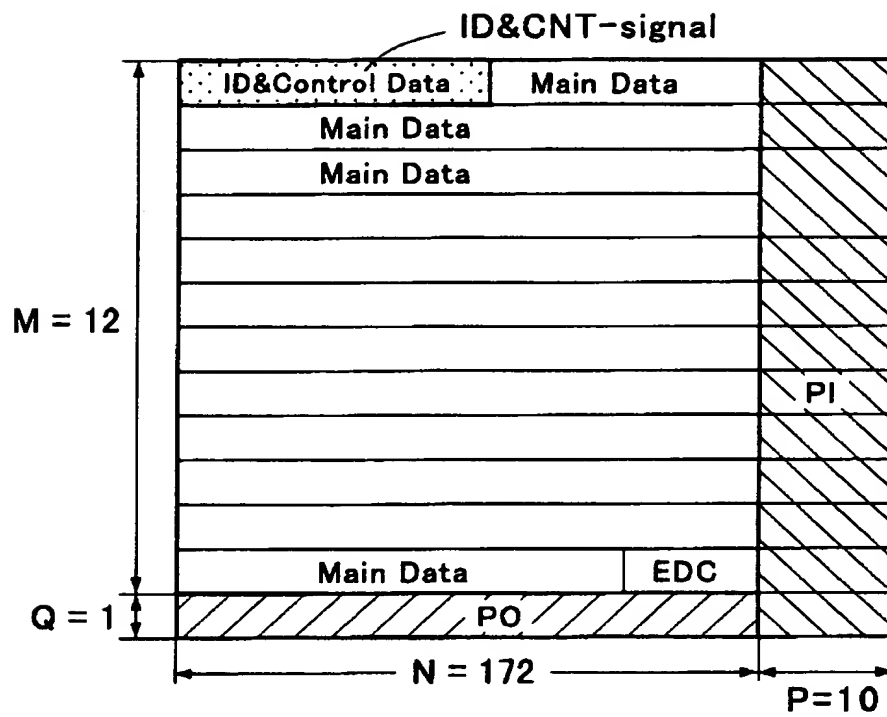
【図 4】



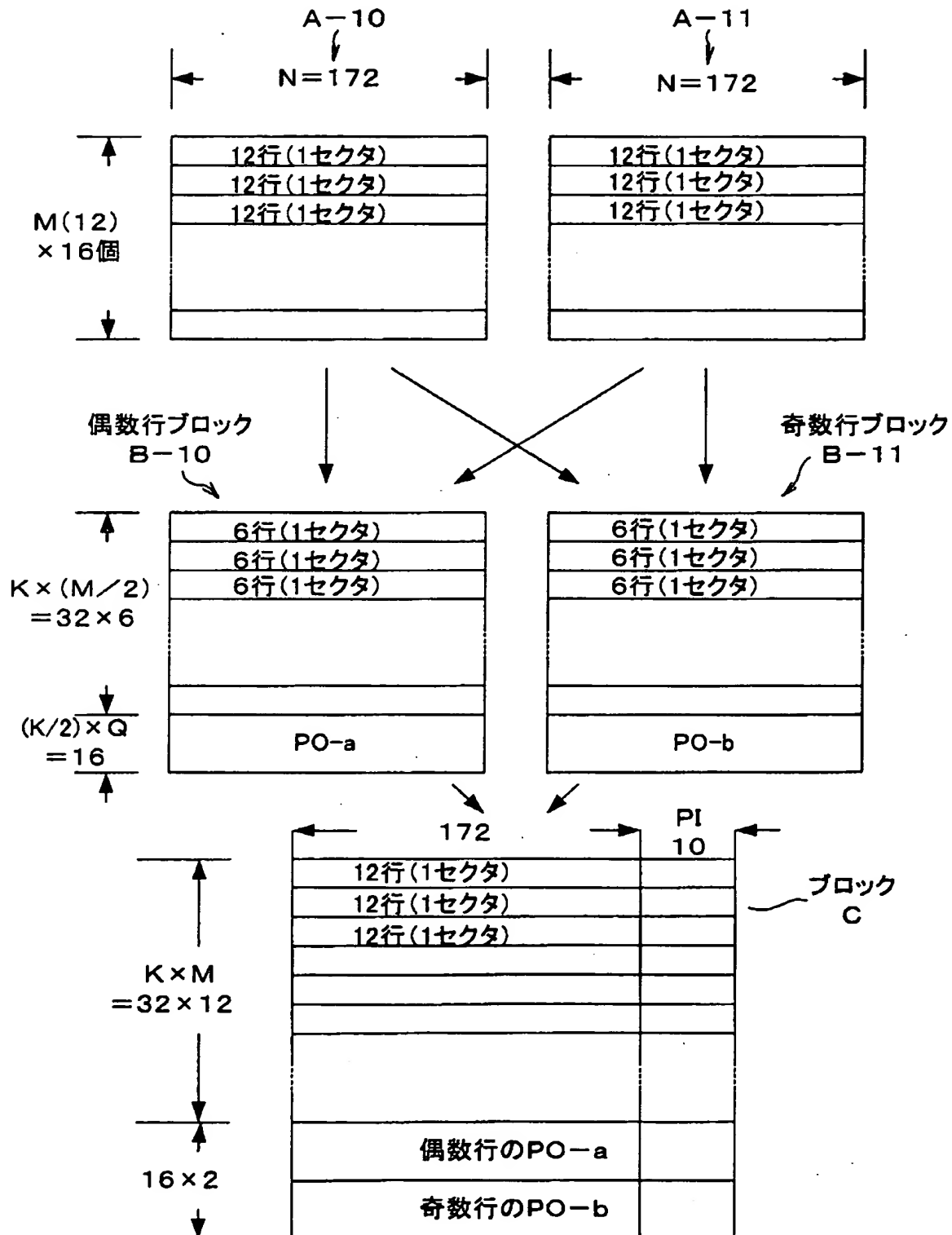
【図 5】



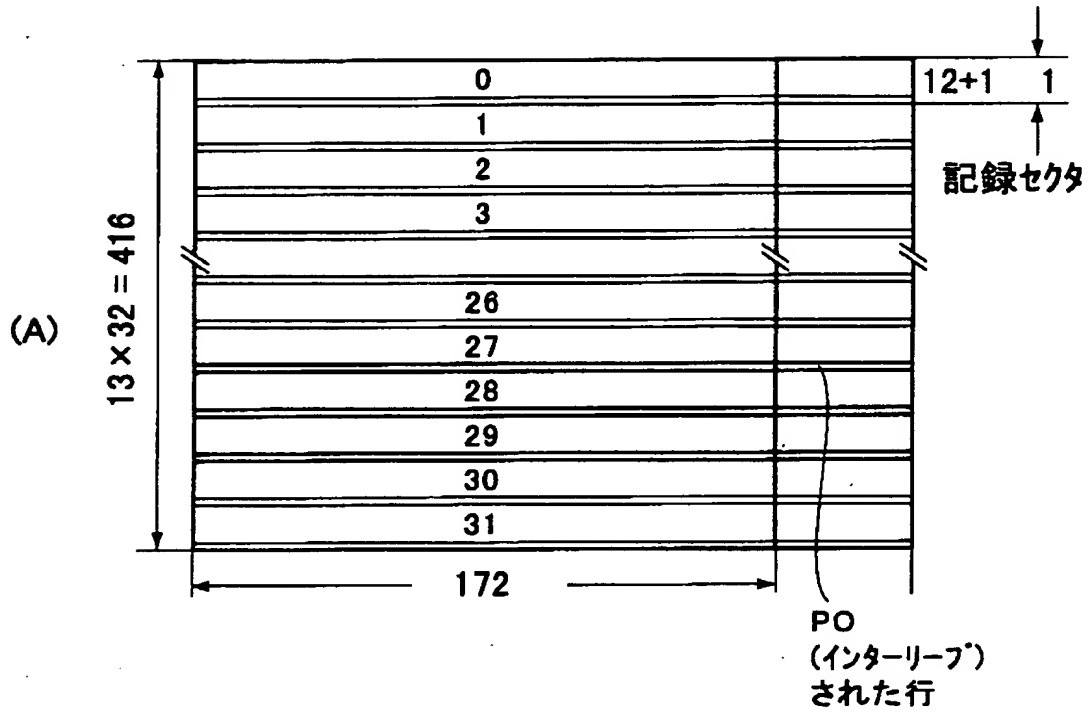
【図 6】



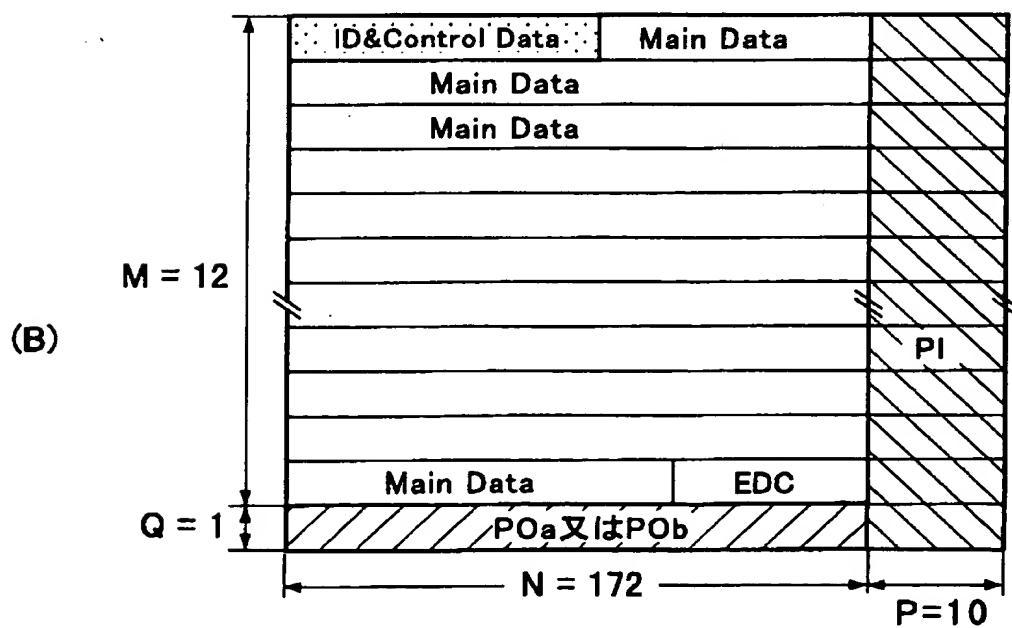
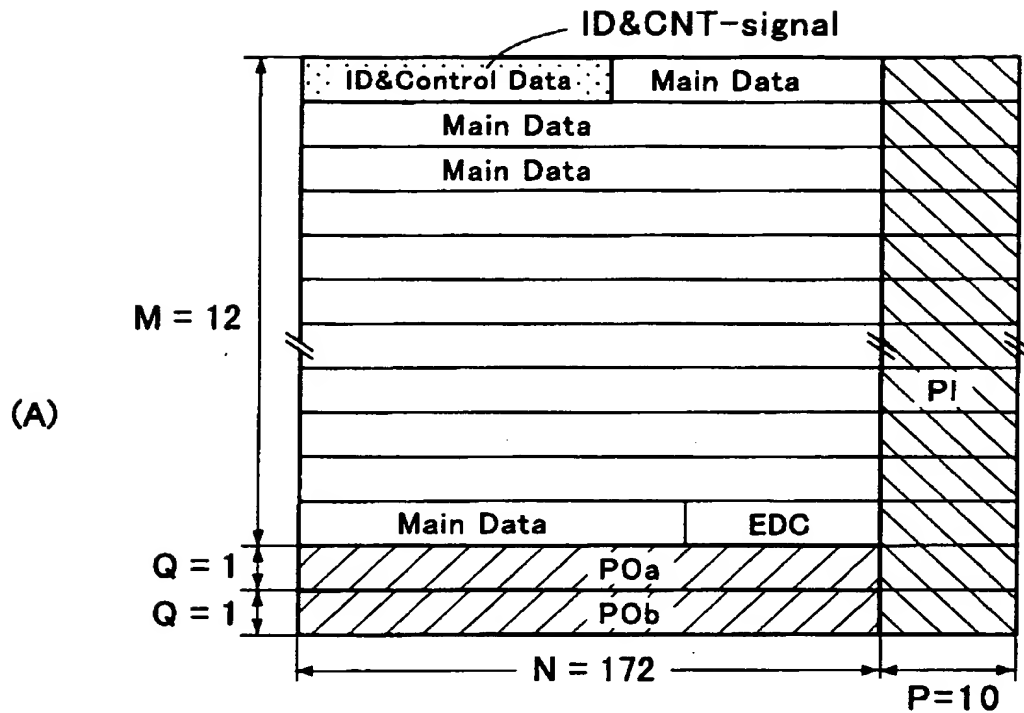
【図 7】



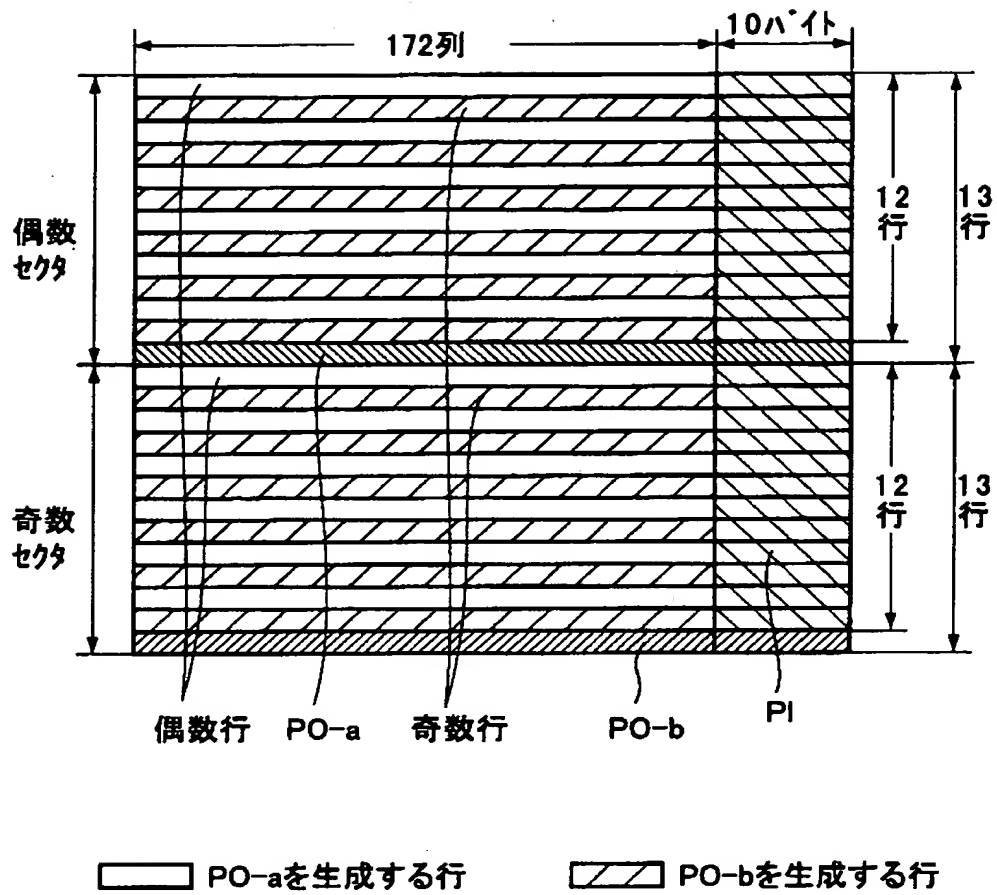
【図 8】



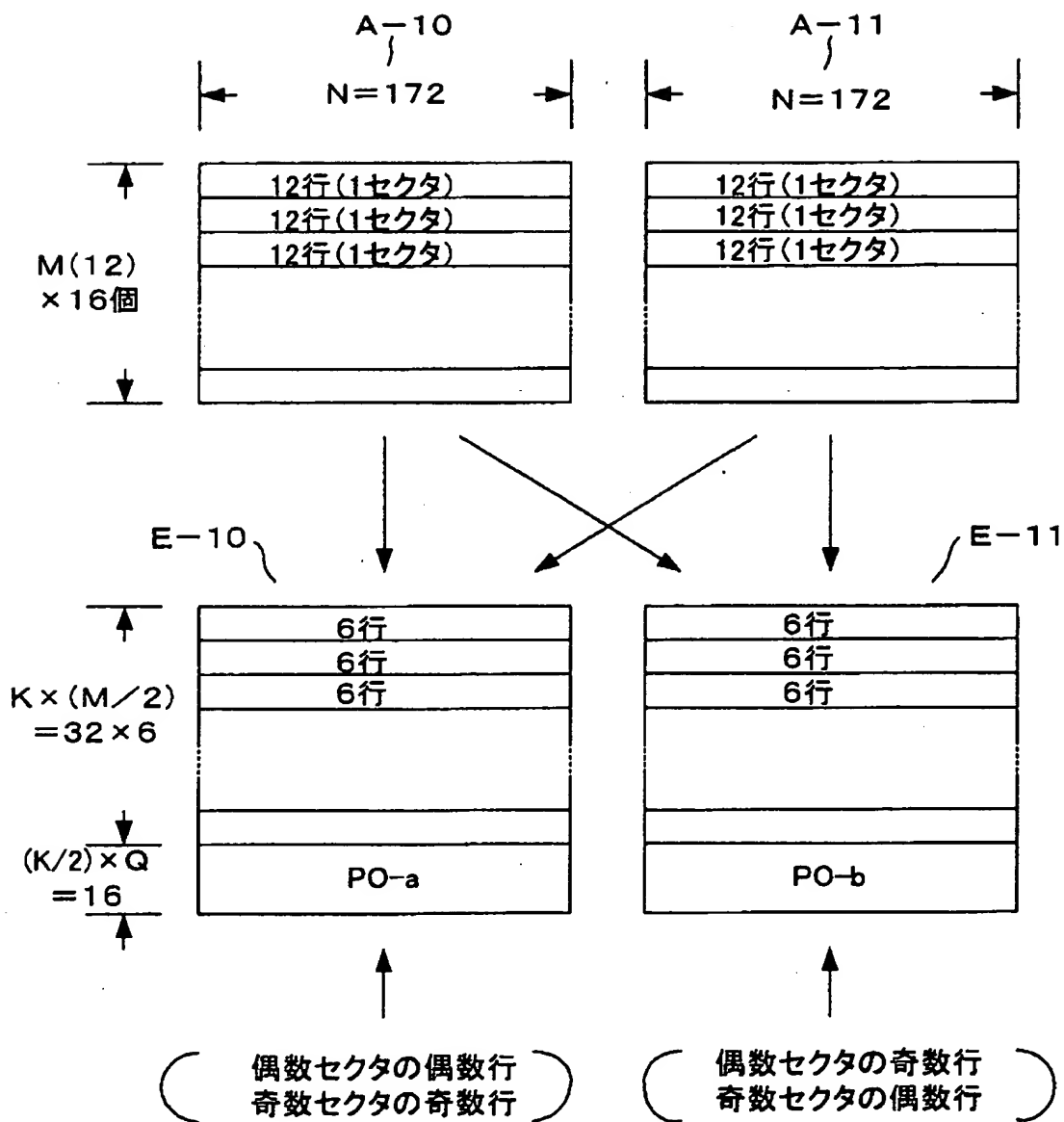
【図9】



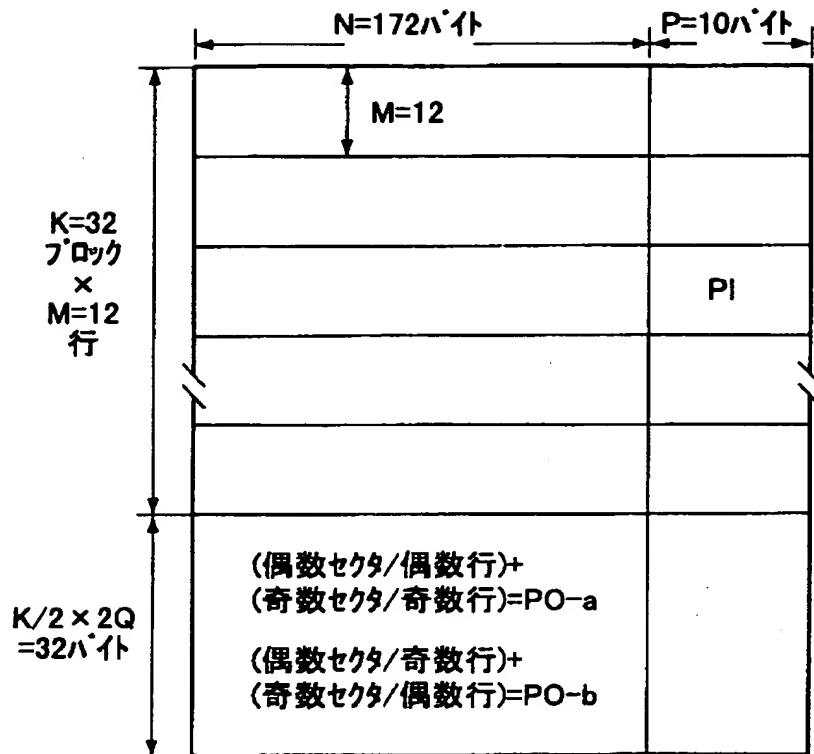
【図 1 0】



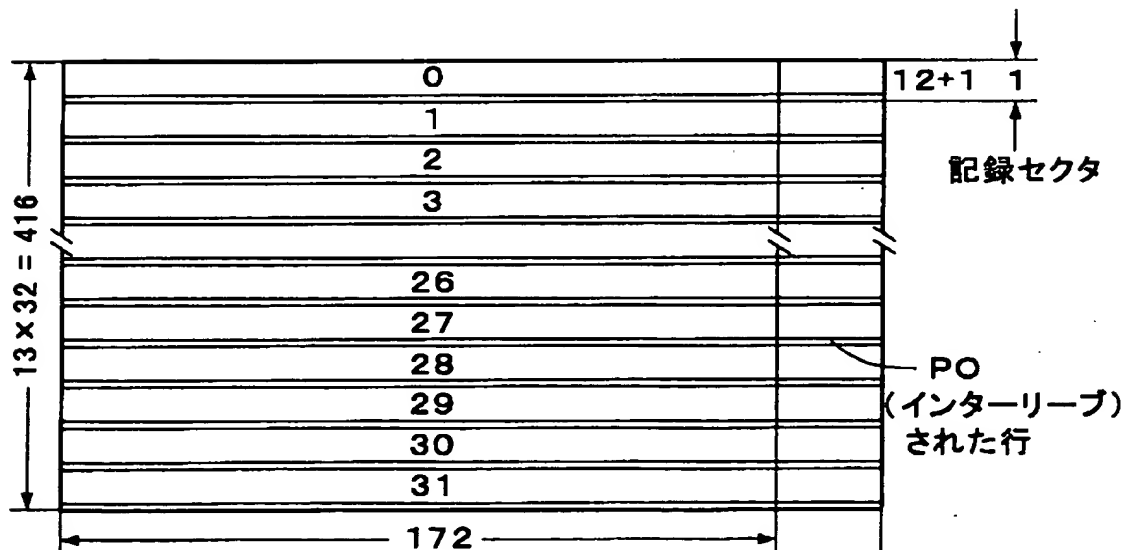
【図 1 1】



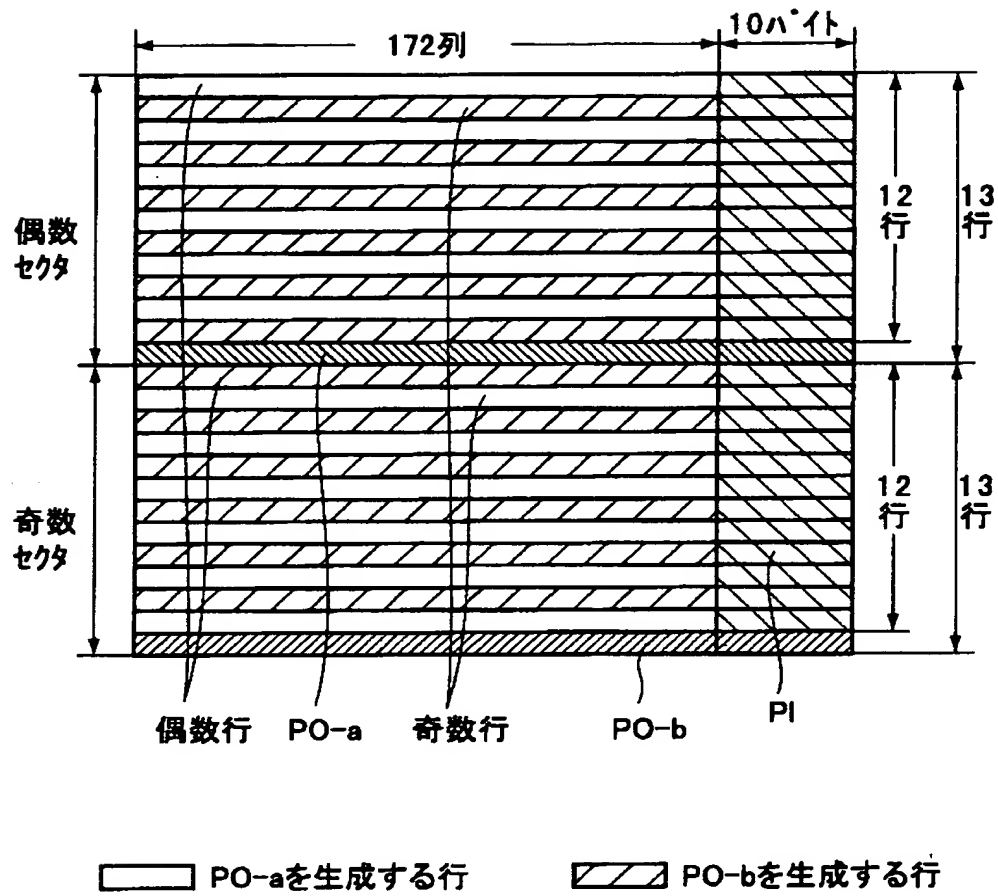
【図 1 2】



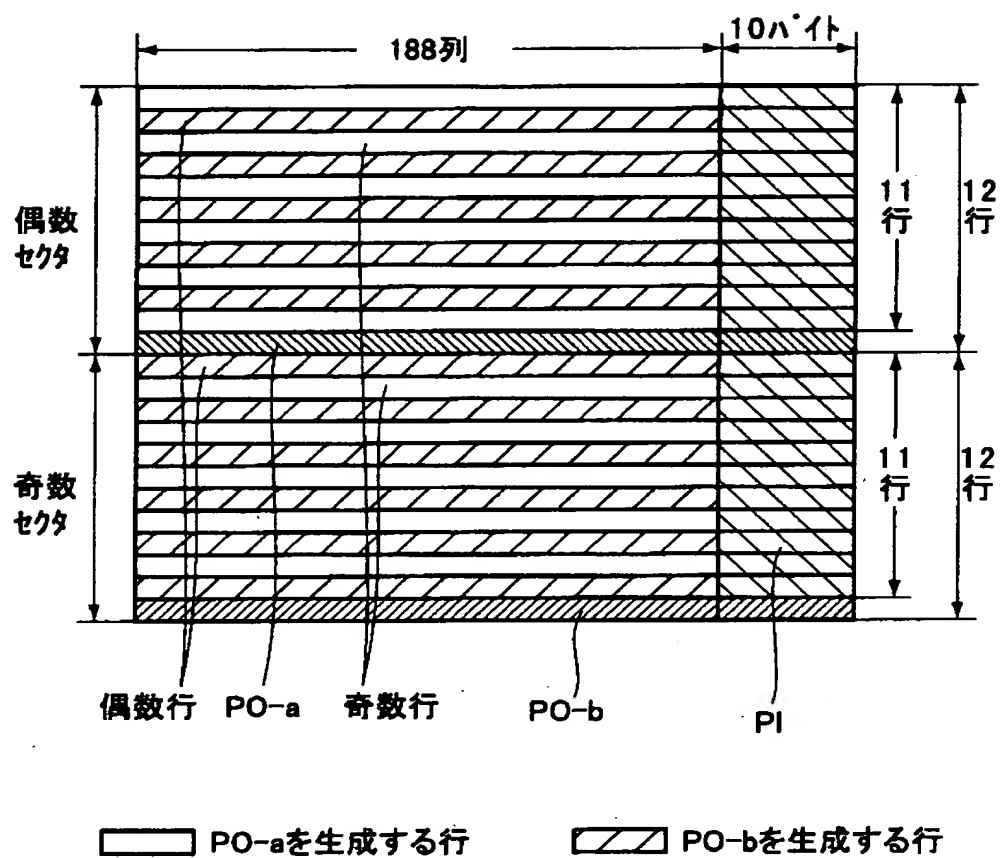
【図 1 3】



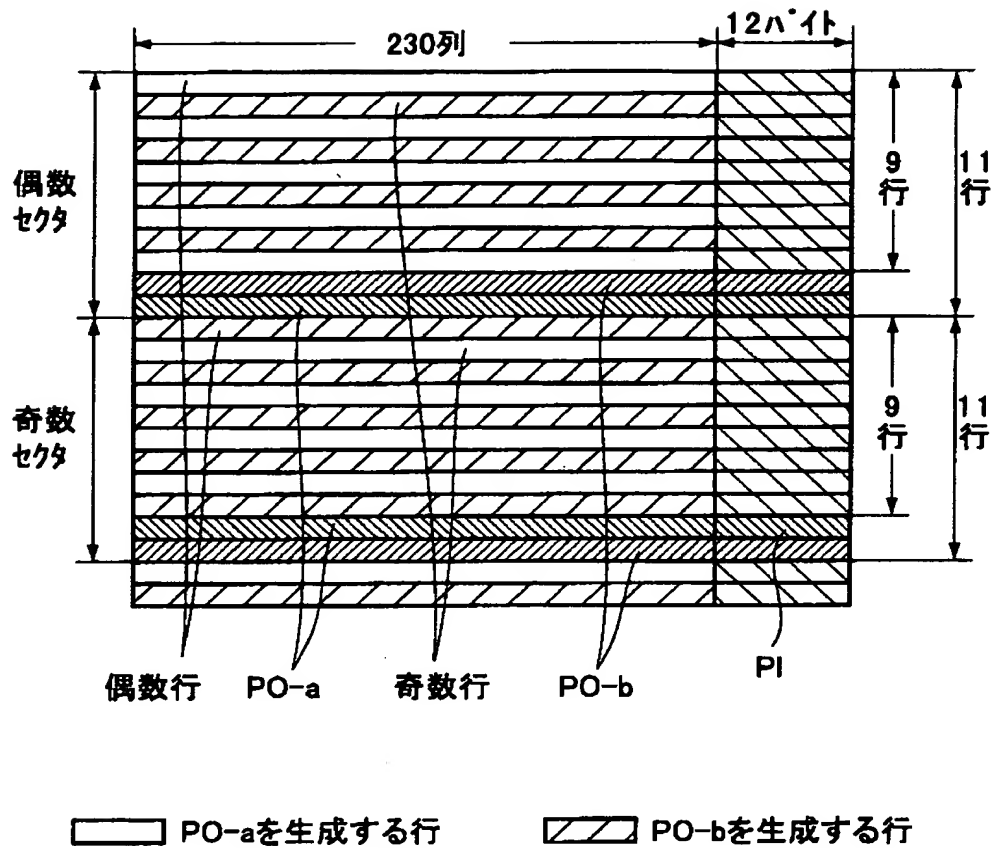
【図 1 4】



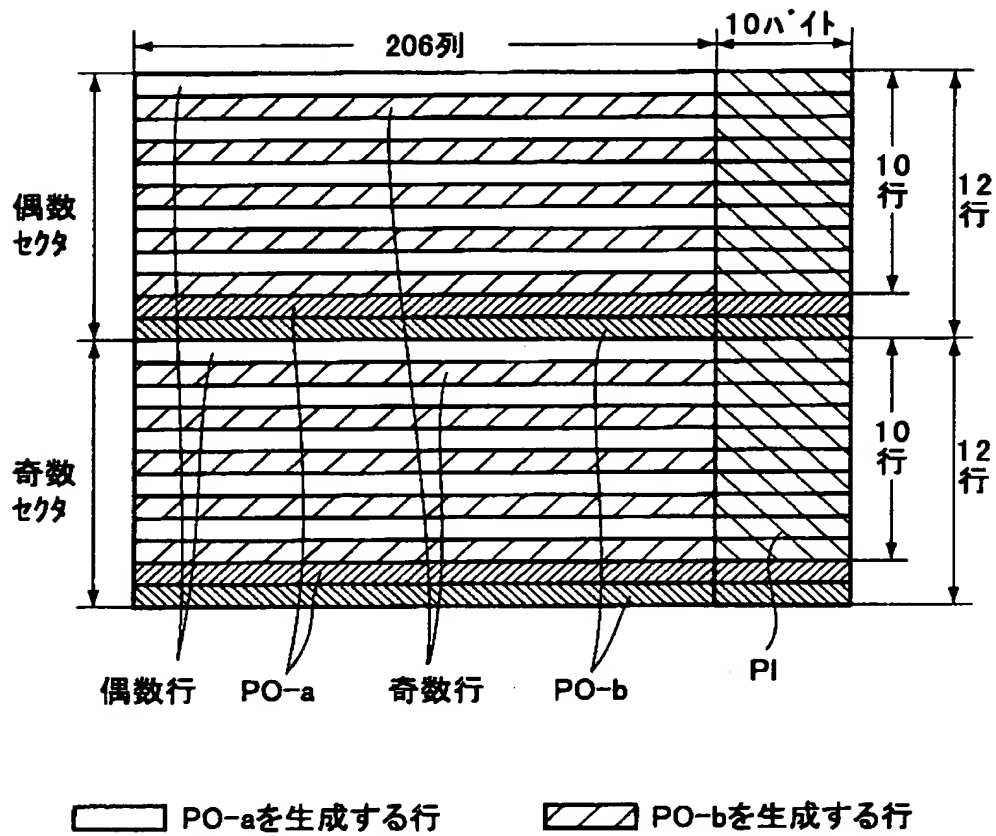
【図 1 5】



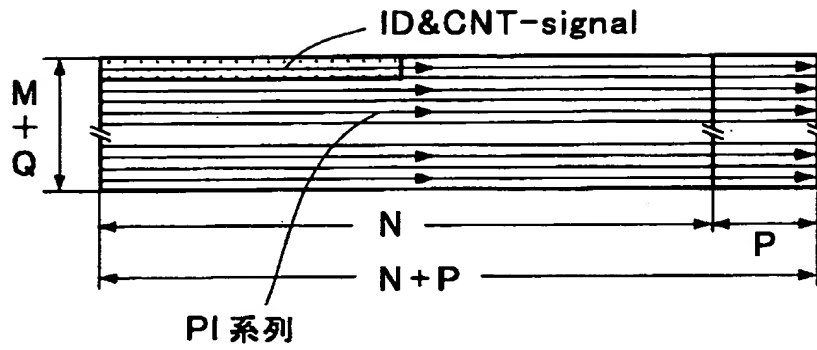
【図 1 6】



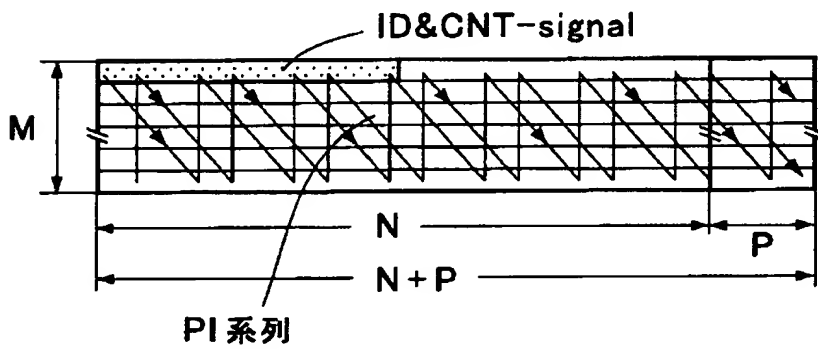
【図 1 7】



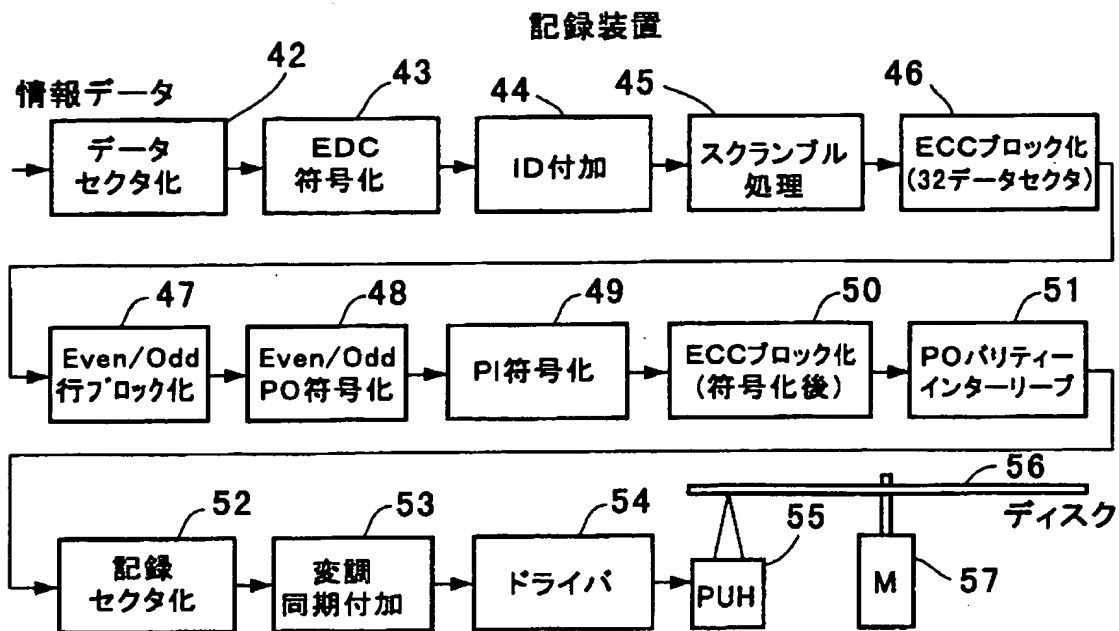
【図 1 8】



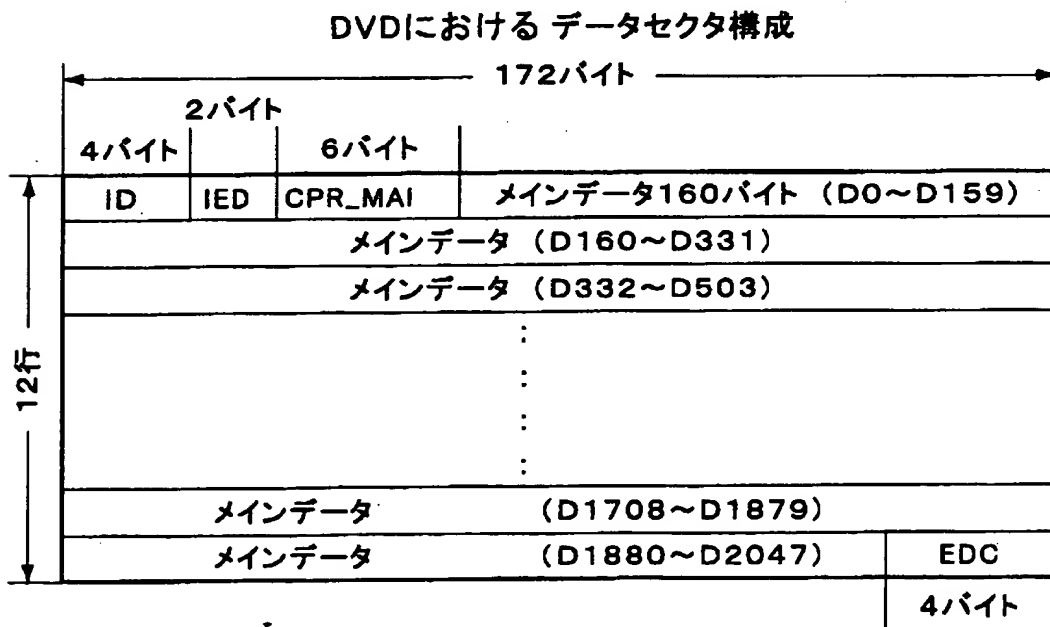
【図 1 9】



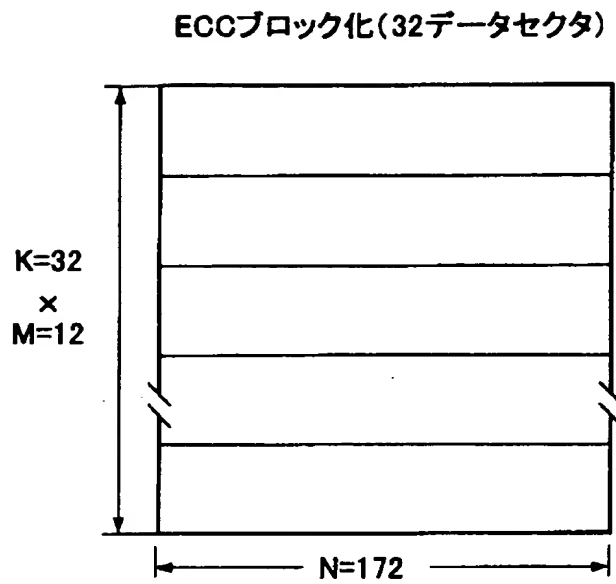
【図 20】



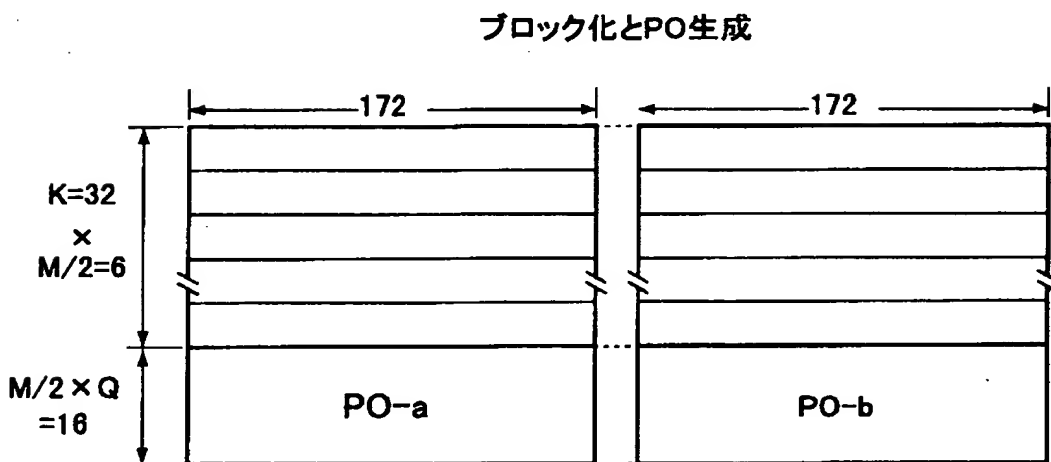
【図 2 1】



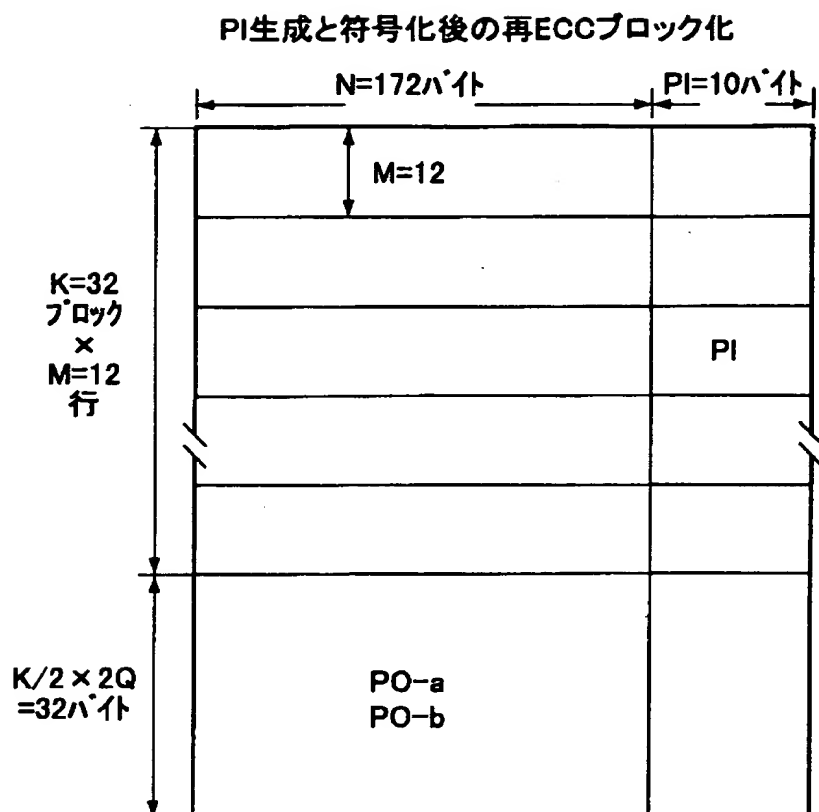
【図 2 2】



【図 2 3】



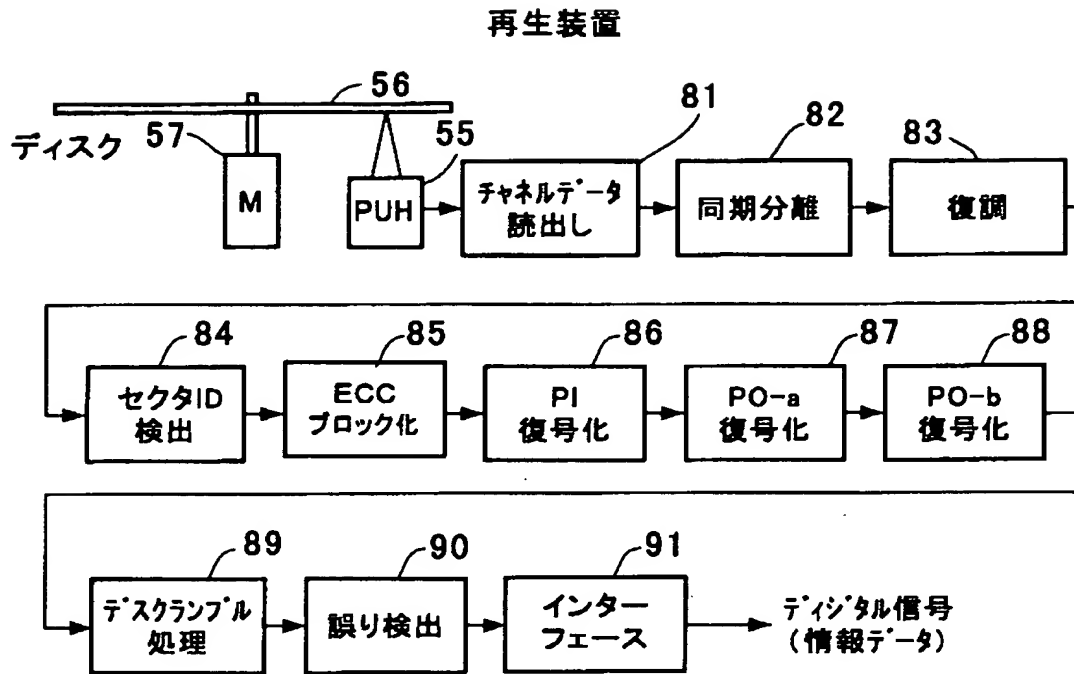
【图 24】



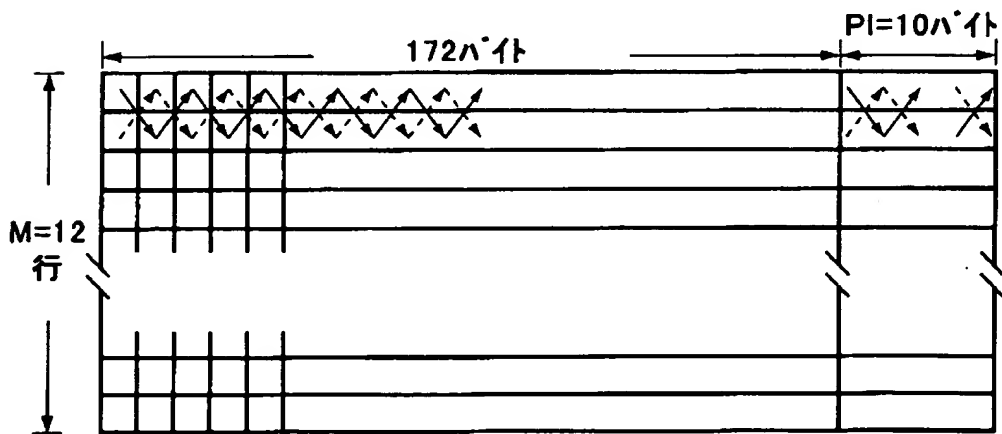
【図 25】



【図 2 6】



【図 2 7】



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 バーストエラー訂正能力を大幅に向上する。

【解決手段】 データセクタの集合であるデータブロックの行を振り分けて2つのブロックを構成する。この場合、振り分け条件として、偶数セクタの偶数行、奇数セクタの奇数行のブロックと、偶数セクタの奇数行と、奇数セクタの偶数行のブロックを得る。そして別々のブロックで外符号を生成し、内符号は各行単位で生成する。そして、上記ブロックを伝送順に合体し、各セクタに対して、外符号を分散してインターリーブした形とするものである。

【選択図】 図 1 2

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000003078]

1. 変更年月日 1990年 8月22日
[変更理由] 新規登録
住 所 神奈川県川崎市幸区堀川町72番地
氏 名 株式会社東芝
2. 変更年月日 2001年 7月 2日
[変更理由] 住所変更
住 所 東京都港区芝浦一丁目1番1号
氏 名 株式会社東芝